

LEANDRO COLOMBI RESENDO

CONTRIBUIÇÕES PARA O PROJETO DE
GROOMING DE TRÁFEGO SOBRE REDES
ÓPTICAS WDM

Tese apresentada ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica do Centro Tecnológico da Universidade Federal do Espírito Santo, como requisito parcial para obtenção do Grau de Doutor em Engenharia Elétrica, na área de concentração em Automação.

Orientador: Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro

Co-orientador: Prof. Dr. João José de Oliveira Pires

Vitória
Outubro 2008

Dados Internacionais de Catalogação-na-publicação (CIP)
(Biblioteca Central da Universidade Federal do Espírito Santo, ES, Brasil)

R433c Resendo, Leandro Colombi, 1980-
 Contribuições para o projeto de *grooming* de tráfego sobre
 redes ópticas WDM / Leandro Colombi Resendo. – 2008.
 145 f. : il.

Orientador: Moisés Renato Nunes Ribeiro.

Co-Orientador: João José de Oliveira Pires.

Tese (doutorado) – Universidade Federal do Espírito Santo,
Centro Tecnológico.

1. *Grooming* de tráfego. 2. WDM (Telecomunicação). 3.
Programação linear. 4. Programação inteira. 5. Programação
heurística. I. Ribeiro, Moisés Renato Nunes. II. Pires, João José de
Oliveira. III. Universidade Federal do Espírito Santo. Centro
Tecnológico. IV. Título.

CDU: 621.3

LEANDRO COLOMBI RESENDO

CONTRIBUIÇÕES PARA O PROJETO DE *GROOMING* DE
TRÁFEGO SOBRE REDES ÓPTICAS WDM

Tese submetida ao Programa de Pós-Graduação em Engenharia Elétrica da Universidade Federal do Espírito Santo como requisito parcial para a obtenção do grau de Doutor em Engenharia Elétrica, na área de concentração Automação.

Aprovada em 10 de outubro de 2008

COMISSÃO EXAMINADORA

Prof. Dr. Moisés Renato Nunes Ribeiro
Universidade Federal do Espírito Santo
Orientador

Prof. Dr. João José de Oliveira Pires
Instituto Superior Técnico de Lisboa
Co-orientador

Prof. Dr. Geraldo Robson Mateus
Universidade Federal de Minas Gerais

Prof. Dr. Renato Tannure Rotta de Almeida
Centro Federal de Educação Tecnológica do Espírito Santo

Prof. Dr. Anilton Salles Garcia
Universidade Federal do Espírito Santo

Prof. Dr. Elias Silva de Oliveira
Universidade Federal do Espírito Santo

Aos meus pais Cassemiro e Ana

Agradecimentos

Gostaria de agradecer a todos que, direta ou indiretamente, contribuíram para que este trabalho se realizasse. Em especial, agradeço:

Em memória do Prof. Luiz de Calazans Calmon, que me concedeu a oportunidade de iniciar este trabalho.

Ao Prof. Moisés Renato Nunes Ribeiro, e orientador, pela amizade e dedicação tão fundamentais para a evolução e conclusão dessa tese.

Ao Prof. João José de Oliveira Pires, e co-orientador, pelas sugestões que vieram enriquecer este trabalho.

Ao CNPq pelo apoio financeiro através da bolsa de doutorado, indispensável à realização deste projeto.

À minha esposa Rosi, pela inacreditável paciência contribuindo para me passar tranqüilidade nos momentos de maior dificuldade.

Aos amigos do Labetel, com quem compartilhei de tantas horas de trabalho.

A todos os demais amigos e parentes que muito contribuíram com momentos de alegria.

Resumo

O Problema de *Grooming* de Tráfego (*Traffic Grooming Problem* - TGP) trata da combinação eficiente de demandas de baixa velocidade em canais de alta velocidade. Com o objetivo de melhorar a utilização da capacidade da rede, o TGP é frequentemente estudado com métodos de otimização usando como função objetivo a minimização do número de transceptores eletro-ópticos. Porém, como o TGP pertence à classe de problemas NP-Completo, soluções ótimas com um pequeno tempo computacional são possíveis apenas para redes pequenas (por exemplo, 6 nós). Neste trabalho são propostos novos modelos de Programação Linear Inteira (*Integer Linear Programming* - ILP), uma heurística e uma solução híbrida para o TGP em redes translúcidas de médio porte (aproximadamente 12 nós). Inicialmente, são propostos dois modelos ILP para o TGP, um baseado em formulação nó-enlace e outro em enlace-caminho, de forma que seus resultados foram comparados e usados como base para modelos mais complexos. No método híbrido é usada uma heurística para selecionar os caminhos ópticos (i.e., a topologia virtual) e um modelo ILP para rotear de maneira eficiente as demandas de tráfego sobre as topologias física e virtual. A aplicação desse método permitiu, primeiramente, a quantificação dos benefícios dos caminhos ópticos transparentes, em termos da redução do número de transceptores. Além disso, a diminuição do processamento eletrônico do tráfego de trânsito também foi analisada. Para redes maiores, a fase ILP no método híbrido ainda continua sendo um gargalo para as soluções ótimas, sendo assim necessárias soluções totalmente heurísticas. Este trabalho mostra que soluções eficientes podem ser encontradas usando métodos heurísticos simples e rápidos, onde não foi necessário o aumento do custo computacional para o ajuste de parâmetros complexos relacionados à heurística. Finalmente é proposta uma integração do TGP com sobrevivência. Neste trabalho são propostos modelos ILP para formulação de um método iterativo capaz de oferecer uma proteção incremental em uma rede em malha com a minimização do número de transceptores. Além disso, são estudados dois métodos para a proteção da interconexão de redes multi-anel com dois nós de interconexão, Anel Virtual e *Drop&Continue*. Para essa investigação os resultados numéricos incluem o *grooming* de tráfego para diferentes cenários como, configurações opaca vs. translúcida e crescimentos de tráfego inter-anel vs. intra-anel.

Abstract

The Traffic Grooming Problem (TGP) consists in how to arrange low-bandwidth connection requests into high-capacity lightpaths efficiently. TGP solution aims at improving network capacity utilization. The minimal number optoelectronic transceivers that enable accommodating traffic demands is often used as the objective function for solving TGP. However, TGP belongs to a class of NP-hard problems and optimal solutions are only possible to be found within feasible processing time for small networks (e.g., 6 nodes). This work proposes novel Integer Linear Programming (ILP) models, heuristic and a hybrid solution to TGP for medium-sized (i.e., around 12 nodes) translucent networks. Initially, ILP models using node-link and link-path paradigms are proposed and their solutions are compared. These models lay the foundations for more complex models addressing issues on network design. A hybrid method is then proposed. It makes use of a heuristic for selecting lightpaths (i.e., the virtual topology) and an ILP model to route the traffic demands over both physical and virtual topologies efficiently. The practical implications of such approach is that it allows, for the first time, the quantification of benefits of transparent lightpaths in terms of transceiver count reduction. Moreover, the mitigation of transit traffic processing in the electronic layer is also analyzed. For large networks the ILP phase in the hybrid approach again becomes the bottleneck for optimal network design and a fully heuristic solution is necessary. This work shows that efficient solutions can be found through a simple and fast tool for network design without the need of complex parameter tuning, as comparisons with results obtained from solving the hybrid model. Finally, the integration of TGP with survivability is proposed. This work puts forward ILP models for an iterative method using two ILP models to design networks with incremental protection with minimal number of transceivers in mesh networks. Dual Node Interconnected (DNI) multi-ring topologies are studied under inter-ring traffic protection using Virtual Ring (VR) and Drop and Continue (D&C) strategies. Results compare optimal solutions that take into account traffic grooming for different network scenarios including opaque vs. translucent configurations and inter vs. intra traffic growth.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Motivação e Justificativa	2
1.2	Objetivo	5
1.2.1	Objetivos Gerais	5
1.2.2	Objetivos Específicos	5
1.3	Contribuições e Organização do Texto	6
1.4	Trabalhos Publicados	8
2	Revisão da Literatura	10
2.1	Redes Ópticas	10
2.1.1	Principais Camadas Clientes das Redes Ópticas	13
2.1.2	Proteção e Restauração	15
2.2	Projeto de Topologia Virtual	18
2.3	Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda	18
2.4	Problema de <i>Grooming</i> de Tráfego	19
2.4.1	Arquiteturas de nós usadas nas redes ópticas	20
2.5	Trabalhos Relacionados	24
2.5.1	Formulações Existentes para o TGP	25
3	Modelos ILP para o Problema de <i>Grooming</i> de Tráfego	36
3.1	Introdução	36
3.1.1	Trabalhos Relacionados e Contribuições	37
3.2	Modelos ILP para o Problema de <i>Grooming</i> de Tráfego	38
3.2.1	Formulação Nó-Arco (<i>NA</i>)	38
3.2.2	Formulação Arco-Caminhos (<i>AC</i>)	42
3.3	Estudo de Casos	45
3.3.1	Modelos sem a Atribuição dos Comprimentos de Onda	45
3.3.2	Roteamento para Topologia Multi-Anel	47

3.4	Resultados Numéricos Comparativos	48
3.5	Sumário	54
4	Solução Híbrida para Redes Translúcidas	56
4.1	Introdução	56
4.1.1	Trabalhos Relacionados e Contribuições	58
4.2	Formulação para o RWA (RWA-OF)	59
4.3	Modelo Híbrido	63
4.3.1	Escolha e Roteamento de um Caminho Óptico	63
4.3.2	Modelo ILP para o TGP com Caminhos Ópticos Transparentes	65
4.4	Quantificação do Ganho dos Caminhos Ópticos Transparentes	68
4.4.1	Contagem de Transceptores	69
4.4.2	Processamento	72
4.5	Sumário	73
5	Uma Heurística para o TGP	75
5.1	Introdução	75
5.1.1	Trabalhos Relacionados e Contribuições	76
5.2	Heurística para o TGP em Redes Translúcidas	78
5.3	Avaliação da Heurística	82
5.3.1	Avaliação dos Parâmetros	83
5.4	Sumário	89
6	TGP com Proteção e Restauração	91
6.1	Introdução	91
6.2	Sobrevivência de Redes em Malha	92
6.2.1	Trabalhos Relacionados e Contribuições	93
6.2.2	Modelos ILP	94
6.2.3	Estudo de Casos	100
6.3	Interconexão em Redes Translúcidas para Multi-anéis com DNI	105
6.3.1	Trabalhos Relacionados e Contribuições	106
6.3.2	Estratégias de Proteção DNI	107
6.3.3	Formulações ILP	108
6.3.4	Estudo de Casos	111
6.4	Sumário	116

7	Conclusões e Trabalhos Futuros	118
A	Matrizes de Tráfego	121

Lista de Figuras

1.1	Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede opaca e sem agrupamento de tráfego	3
1.2	Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede opaca e com agrupamento de tráfego	4
1.3	Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede translúcida e com agrupamento de tráfego	4
2.1	Pilha de protocolo para as diferentes arquiteturas aplicadas nas redes ópticas, adaptada de [LEE 04]	11
2.2	Proteção por caminho, enlace e sub-caminho, adaptado de [LEE 04] .	17
2.3	Arquitetura de nós com e sem O-ADM para uma rede em anel SONET/SDH + WDM, adaptada de [ZHU 03]	20
2.4	Ilustração de uma rede SONET/SDH com anéis ADM interconectados por um DXC, adaptada de [SCH 01]	21
2.5	Diferentes arquiteturas para os nós de interconexão dos anéis, adaptada de [WAN 02].	22
2.6	Nó com capacidade de <i>grooming</i> , adaptada de [WAN 02] e [SOL 07] .	23
2.7	Nó híbrido com capacidade de <i>grooming</i> , adaptada de [SOL 07]	24
2.8	Ilustração de uma conexão	26
3.1	Ilustração para o <i>grooming</i> de tráfego no nó i	39
3.2	(a) topologia de rede com 13 nós; (b) grafo auxiliar representando a interconexão entre os anéis.	49
3.3	Topologias das redes de 6 nós (a) e NSF-Net (b), adaptadas de [ZHU 02] e [YE 03], respectivamente.	49
3.4	Resultados obtidos para a rede com 6 nós usando como métricas, (a) a soma total e (b) o min-max do número de OEOs.	50
3.5	Resultados obtidos para a rede NSF-Net usando como métricas, (a) a soma total e (b) o min-max do número de OEOs.	51

3.6	Resultados para rede com 13 nós com roteamento em malha, usando como métricas (a) a soma total e (b) o min-max do número de conversões Óptico-Eletrônico-Óptico	53
3.7	Resultados para rede com 13 nós com roteamento para multi-anel, usando como métricas (a) a soma total e (b) o min-max do número de conversões Óptico-Eletrônico-Óptico	53
4.1	(a) sem <i>grooming</i> de tráfego e sem caminho óptico, (b) com <i>grooming</i> de tráfego e sem caminho óptico e (b) com <i>grooming</i> de tráfego com caminho óptico	57
4.2	Ilustração do processamento do tráfego e de um canal transparente em um nó com capacidade de <i>grooming</i> , adaptado de [YE 03].	58
4.3	Topologias de rede com 6 nós (a), 8 nós (b) e 14 nós - NSFNet (c).	68
4.4	Número de transceptores (normalizados) vs número de caminhos ópticos permitidos, para as redes de 6 nós (a), 8 nós (b) e NSF-Net (c).	70
4.5	Ilustração de uma solução encontrada pela heurística para a rede de 6 nós com 2 comprimentos de onda	71
4.6	Processamento (normalizado) vs Número de caminhos ópticos para a redes de 6 nós (a), 8 nós (b) e NSF-Net (c).	72
5.1	Ilustração de uma parte da vizinhança de uma solução S relacionada aos nós de origem-destino (2,5)	82
5.2	Topologias das redes de 6 nós (a) e 14 nós (b), já apresentadas no Capítulo 3	83
5.3	Análise de desempenho do procedimento que gera a Solução Inicial	84
5.4	Análise de desempenho do procedimento de <i>Squeeze</i>	85
5.5	Análise de desempenho do procedimento de Perturbação Aleatória, com o Critério de Parada 2	86
5.6	Análise de desempenho do procedimento de Perturbação Aleatória, com o Critério de Parada 1	86
5.7	Comparação dos resultados obtidos pela Heurística proposta e pelo método híbrido para a rede de 6 nós	87
5.8	Comparação dos resultados obtidos pela Heurística proposta e pelo método híbrido para a rede de 14 nós, considerando as funções objetivo de min-max e de minimização global	88

6.1	Topologia de rede, matriz de tráfego e carga dos enlaces	101
6.2	Reconfiguração Global e Local vs. Falha de enlaces	101
6.3	Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção para a Falha F1 vs. Falha de enlaces	102
6.4	Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção para as Falha F1 e F4 vs. Falha de enlaces	103
6.5	Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção progressiva vs. Falha de enlaces	105
6.6	Estratégias de Proteção para DNI	107
6.7	(a) $\min\text{-}\max\{ADM_i\}$ and (b) $\sum ADM_i$ vs. 10 diferentes cargas de tráfego inter-anel, para os modelos DNI-DC, DNI-VR e DNI-SP em cenários de rede opaco e translúcido	112
6.8	(a) $\min\text{-}\max\{ADM_i\}$ and (b) $\sum ADM_i$ vs. 10 diferentes cargas de tráfego intra-anel, para os modelos DNI-DC e DNI-VR em cenários de rede opaco e translúcido	114
6.9	Número de comprimento de ondas vs. 10 cargas de tráfego crescentes, inter-anel(a) intra-anel(b), sobre os resultados de DNI-DC e DNI-VR, para as redes translúcidas	115

Lista de Tabelas

2.1	Taxas de transmissão para redes SONET/SDH	12
3.1	Resultados comparativos para a rede de 6 nós	51
4.1	Número máximo caminhos ópticos limitando os comprimentos de onda em cada enlace.	71
A.1	Matriz de tráfego usada na rede de 6 nós	121
A.2	Matriz de tráfego usada na rede de 8 nós	121
A.3	Matriz de tráfego usada na rede de 8 nós usada no Capítulo 7	122
A.4	Matriz de tráfego usada na rede de 13 nós	122
A.5	Matriz de tráfego usada na rede NSF-NET (14 nós)	123

Lista de Siglas

ADM	<i>Add&Drop Multiplexer</i>
ATM	<i>Asynchronous Transfer Mode</i>
DXC	<i>Digital Crossconnect</i>
DNI	<i>Dual Node Interconnection</i>
DEMUX	<i>Demultiplex</i>
FBG	<i>Fiber Brag Gratings</i>
FDM	<i>Frequency Division Multiplexing</i>
GMPLS	<i>Generalized Multiprotocol Label Switching</i>
GFP	<i>Generic Frame Procedure</i>
HDLC	<i>High-Level Data Link Control</i>
ILP	<i>Integer Linear Programming</i>
IETF	<i>Internet Enginnering Task Force</i>
IP	<i>Internet Protocol</i>
LSR	<i>Label-Switched Router</i>
LCAS	<i>Link Capacity Adjustment Scheme</i>
LAN	<i>Local Area Networks</i>
MAN	<i>Metropolitan Area Network</i>
MILP	<i>Mixed Integer Linear Programming</i>
MPLS	<i>Multiprotocol Label Switching</i>
MUX	<i>Multiplexer</i>
OBS	<i>Optical Burst Switching</i>
OC-N	<i>Optical Carrier-N</i>
OCS	<i>Optical Circuit Switching</i>
OPS	<i>Optical Packet Switching</i>
PDH	<i>Plesiochronous Digital Hierarchy</i>
PPP	<i>Point-to-Point Protocol</i>
QoS	<i>Quality of Service</i>
RWA	<i>Routing and Wavelength Assignment</i>
SNI	<i>Single Node Interconnection</i>
SDH	<i>Synchronous Digital Hierarchy</i>
SONET	<i>Synchronous Optical Networking</i>
STM-N	<i>Synchronous Transfer Mode-N</i>
STS-N	<i>Synchronous Transport Signal-N</i>
TDM	<i>Time Division Multiplexing</i>
TGP	<i>Traffic Grooming Problem</i>
VCAT	<i>Virtual Concatenation</i>
VR	<i>Virtual Ring</i>
VTD	<i>Virtual Topology Design</i>
VTs	<i>Vitual Tributaries</i>
WDM	<i>Wavelength Division Multiplexing</i>
OADM	<i>Optical Add-Drop Multiplexers</i>

Capítulo 1

Introdução

No início da década de 80, o uso das redes ópticas introduziu um novo paradigma em telecomunicações. Tais redes são providas de uma enorme largura de banda, podendo oferecer uma nova gama de serviços, como vídeo, voz e dados interativos, ainda suportando a atual e crescente popularização da *Internet* e da *World Wide Web*. Esse aumento de banda em cada nova gama de serviços fornecidos, aliado à integração dos mesmos em uma única rede de transporte, tem impulsionado cada vez mais investimentos e pesquisas, inclusive em novas linhas de investigações, tentando prever novas necessidades e tecnologias, o que possibilita uma melhor utilização dos recursos das redes ópticas.

Entre os diversos benefícios das redes ópticas pode-se destacar, talvez como um dos mais importantes, a capacidade de suportar vários canais de transmissão em uma única fibra através da multiplexação por divisão de comprimento de onda (*Wavelength Division Multiplexing* - WDM). Um dispositivo WDM divide o espectro óptico de transmissão em várias faixas de frequências (comprimentos de onda). Sistemas WDM com até uma centena de canais já estão disponíveis comercialmente [MEY 08]. Para o aproveitamento dessa quantidade de largura de banda, tem-se observado um empenho em pesquisas para desenvolver técnicas eficientes com o intuito de acomodar as demandas de tráfego sobre esses canais. Relacionados ao problema da acomodação das demandas em uma rede usando sistemas WDM, pode-se citar os seguintes sub-problemas: Projeto da Topologia Virtual (*Virtual Topology Design* - VTD), Roteamento e atribuição dos Comprimentos de Onda (*Routing and Wavelength Assignment* - RWA) e o Problema de *Grooming* de Tráfego (*Traffic Grooming Problem* - TGP). Cada subproblema citado possui um grande número de pesquisas relacionadas, podendo ainda considerar, para cada um deles, um extenso conjunto

de casos. A seguir é apresentada uma breve descrição de cada um desses.

- Um dos principais recursos das redes ópticas é a possibilidade de se estabelecer caminhos ópticos. Esses caminhos são definidos como conexões ponto-a-ponto que são transparentes aos nós intermediários, isto é, para essas conexões não é realizado processamento eletrônico para fins de roteamento em tais nós. O VTD consiste basicamente em uma escolha dos caminhos ópticos da rede.
- Uma vez escolhidos os nós de origem e destino dos caminhos ópticos, é necessário acomodá-los sobre a rede física, isto é, escolher a rota e o comprimento de onda usado por cada conexão. A essa tarefa dá-se o nome de RWA.
- O TGP é definido como o problema de combinar demandas de baixa velocidade em canais de transmissão de alta capacidade. Em geral, considera-se uma configuração de caminhos ópticos pré-estabelecidos e o TGP consiste em combinar o tráfego dentro desses caminhos ópticos.

Para cada um dos problemas, é possível encontrar na literatura uma grande quantidade de métodos para a solução, que se dividem basicamente em métodos heurísticos e exatos. Os métodos heurísticos em geral fornecem soluções sub-ótimas para problemas com alta complexidade computacional, pois são bem mais rápidos do que métodos usados para encontrar a solução ótima de um problema. Os métodos exatos mais usados para os problemas relacionados ao projeto das redes ópticas são os de Programação Linear Inteira (ILP - *Integer Linear Programming*) e de Programação Linear Inteira Mista (MILP - *Mixed Integer Linear Programming*). Tais métodos apesar de encontrarem a solução ótima para o problema, são extremamente custosos computacionalmente. No Capítulo 2, serão apresentados de forma mais detalhada, os aspectos estruturais e as principais propostas de algoritmos heurísticos e exatos encontrados na literatura.

1.1 Motivação e Justificativa

As Figuras 1.1, 1.2 e 1.3 ilustram os problemas de VTD, RWA e TGP no contexto das redes ópticas. Em cada Figura é representado uma rede óptica com alguns nós de núcleo (2, 3, 5, 6 e 7) e nós de borda (1, 4 e 8), onde cada nó de borda possui

usuários e serviços. Na Figura 1.1 é representado duas demandas, com origem nos nós 1 e 8 e ambas destinadas ao nó 4, em um cenário de rede onde as demandas sofrem processamento eletrônico em todos os nós (conhecido com rede opaca) e sem agrupamento de tráfego. Nesse cenário nota-se o uso de dois comprimentos de onda nos enlaces 2-3 e 3-4 e um processamento eletrônico nos nós 2, 3, 5 e 7, sendo que os nós 2 e 3 precisam processar as duas demandas. Além desses recursos, contabiliza-se também 16 conversões óptica-eletrônica-óptica que são realizadas por dispositivos chamados de transceptores, que também representam custo à rede.

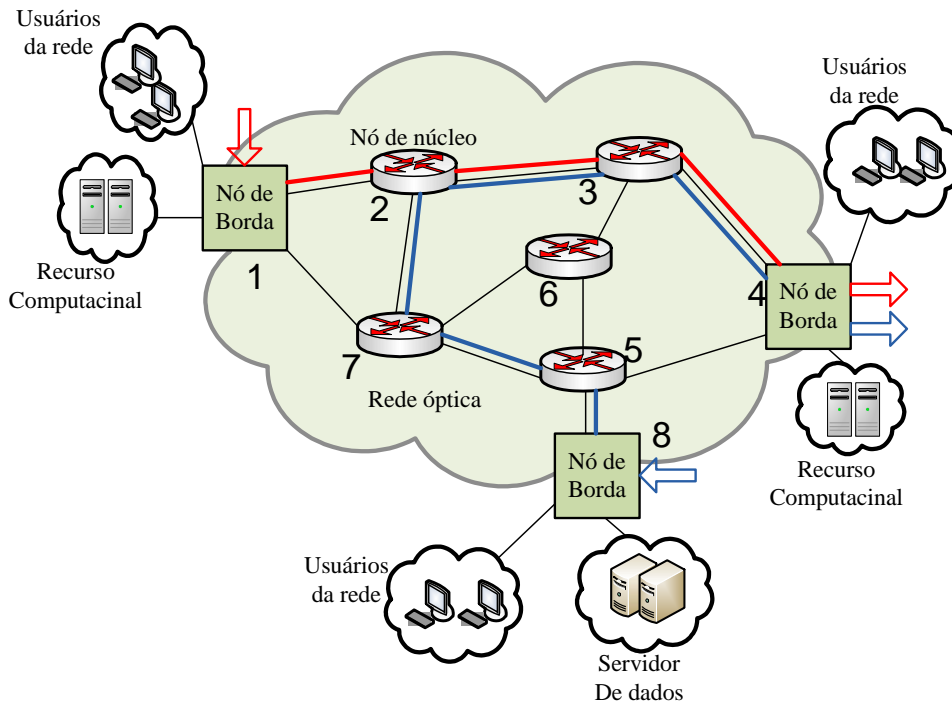


Figura 1.1: Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede **opaca** e **sem** agrupamento de tráfego

Na Figura 1.2 são representadas as mesmas demandas, 1-4 e 8-4, porém admitindo a possibilidade de agrupamento de tráfego no nó 2. Assim, com uma solução para o TGP e o RWA obtêm-se a economia de 1 comprimento de onda nos enlaces 2-3 e 3-4 com uma redução de 4 transceptores. Contudo, os nós 2 e 3 continuam com a mesma quantidade de processamento eletrônico.

Usando 1 caminho óptico, entre os nós 2 e 4, a Figura 1.3 representa uma rede translúcida. Com uma solução para o VTD, RWA e o TGP combinados, essa figura apresenta um configuração onde, além da redução do número de comprimentos de onda e extinção do processamento eletrônico no nó 3, obteve-se a acomodação do tráfego com apenas 10 transceptores.

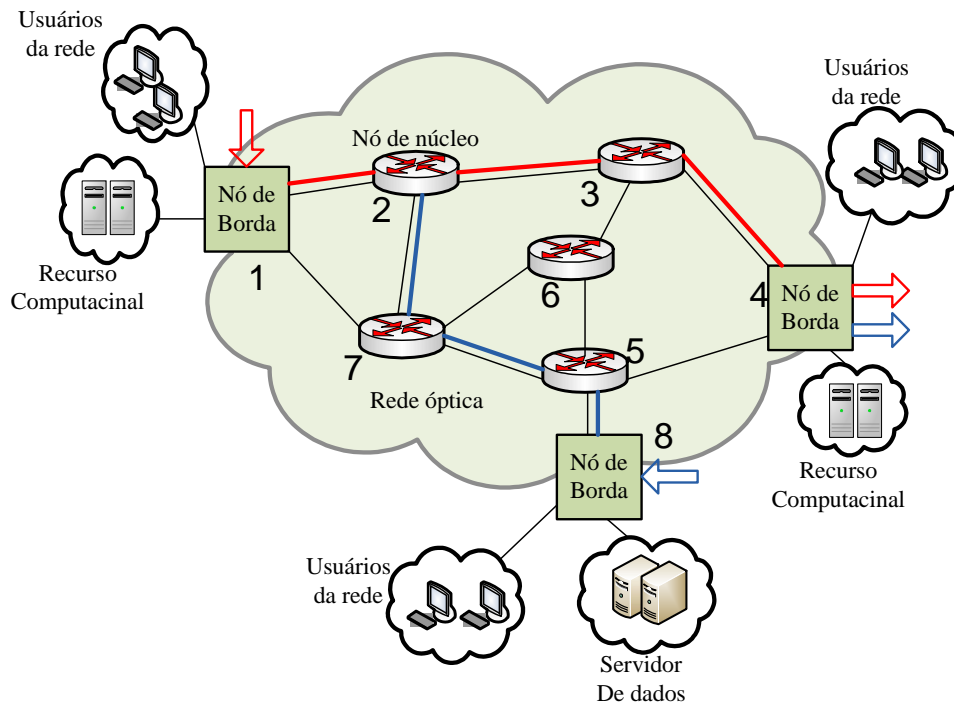


Figura 1.2: Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede **opaca** e **com** agrupamento de tráfego

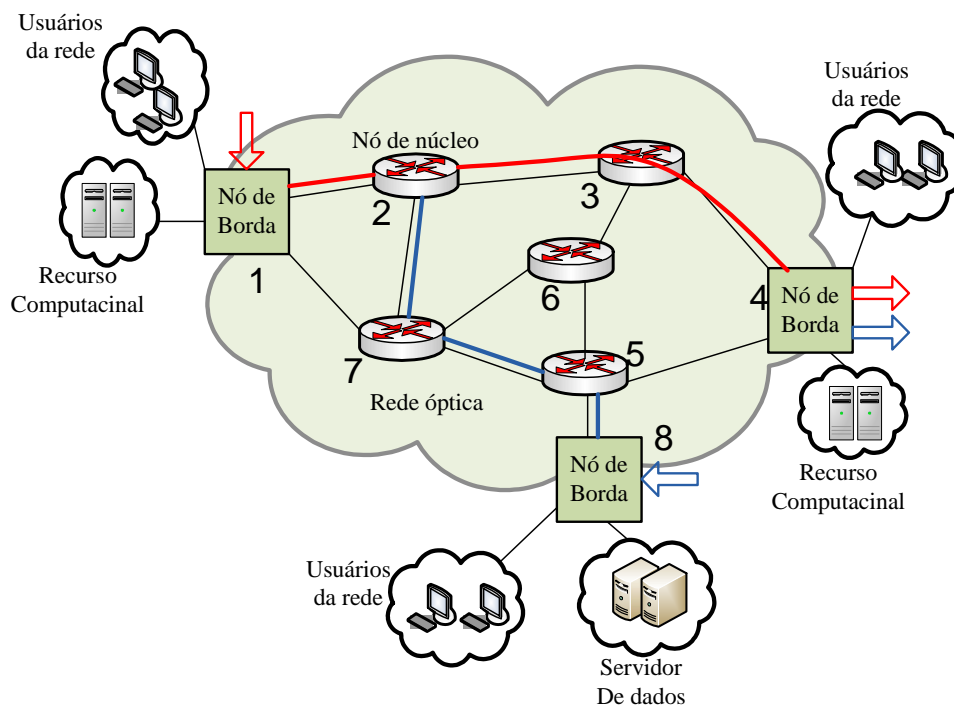


Figura 1.3: Representação das demandas 1-4 e 8-4 em uma rede **translúcida** e **com** agrupamento de tráfego

Comparando as Figuras 1.1, 1.2 e 1.3 fica claro que um dos principais objetivos dos problemas de VTD, RWA e TGP é encontrar uma configuração da rede, de forma

a acomodar o tráfego minimizando os custos em instalação. Mais especificamente, como será mostrada, essa é a principal função objetivo para o TGP, que é o foco deste trabalho. Assim, o desenvolvimento desse trabalho é justificado pelo aspecto prático, pela relevância das redes ópticas e pela complexidade da configuração dessas redes.

1.2 Objetivo

Como já exposto, o escopo deste trabalho é a configuração das redes ópticas tendo em vista as particularizações e recursos existentes nessas redes.

1.2.1 Objetivos Gerais

Dentro do contexto das redes ópticas esse trabalho propõe investigar o TGP, anteriormente exposto, juntamente com os problemas de VTD e RWA, também relacionados à configuração das redes ópticas. O desenvolvimento do trabalho se dá, basicamente, através da elaboração de métodos para encontrar soluções de boa qualidade, seguindo abordagens exata e heurística.

1.2.2 Objetivos Específicos

Na literatura relacionada ao projeto de redes ópticas, ainda existe um vasto campo a ser explorado. Dentre os temas ainda em discussão, neste trabalho são investigadas e respondidas as seguintes perguntas, que nortearam o desenvolvimento do mesmo:

- Existem basicamente dois paradigmas de formulação para modelos ILP, formulação nó-arco e formulação arco-caminho. Porém, qual tipo de modelamento é mais indicado para cada problema encontrado dentro do contexto das redes ópticas?
- Qual a relação entre o número de caminhos ópticos transparentes na rede e a redução do número de transceptores que eles proporcionam? Existe algum limite dos benefícios, em redução de número de transceptores e processamento eletrônico, oferecidos pela utilização dos caminhos ópticos?

- Buscando soluções de boa qualidade para redes maiores, encontram-se na literatura inúmeras heurísticas. Contudo, tais métodos frequentemente requerem um complexo ajuste de parâmetros ou são extremamente simples, gerando soluções de baixa qualidade. Assim, como construir uma heurística que seja eficiente e não haja um ajuste complexo de parâmetros?
- Em uma rede de comunicação é relativamente comum a proteção parcial da rede, pois nem todos os recursos ou demandas necessitam de proteção. Nesses casos, supondo uma proteção para um elemento específico da rede (nó ou enlace), como utilizar esse recurso extra para beneficiar as demais demandas no caso de falha em outro ponto da rede?
- Tratando de redes com topologias multi-anel com dois nós de interconexão, existem basicamente duas estratégias de proteção da interconexão, Anel Virtual e *Drop&Continue*. Qual dessas estratégias é mais interessante de ser usada para determinado cenário de demandas? É possível aproximar os resultados obtidos pelos dois métodos de modo que o projetista da rede tenha mais flexibilidade para a escolha dos procedimentos de proteção?

1.3 Contribuições e Organização do Texto

Definidos os objetivos a serem alcançados, cabe destacar as principais contribuições apresentadas nesse trabalho:

- Proposição e análise de dois modelos matemáticos para encontrar soluções para os problemas de *grooming* de tráfego, roteamento e alocação de comprimento de onda, um para cada tipo de formulação. Com a investigação dos modelos em diferentes cenários de redes ópticas, foi possível identificar qual formulação é mais adequada para cada cenário de rede.
- Proposição de um método para a solução do VTD, TGP e RWA, através de um método que combina um algoritmo heurístico com uma formulação ILP. Adicionalmente, através deste método é, pela primeira vez na literatura (dentro do nosso conhecimento), realizada uma análise dos reais benefícios (em termos da redução do número de transceptores e do processamento eletrônico) do emprego dos caminhos ópticos transparentes em redes translúcidas. Além disso,

tal análise identificou a relação entre o número de caminhos ópticos, redução do número de transceptores e processamento eletrônico nos nós intermediários.

- Desenvolvimento de uma heurística, livre da configuração de complexos parâmetros de ajuste, capaz de obter bons resultados quando comparada com as soluções exatas e com um tempo computacional aceitável.
- Usando como base os modelos propostos é realizada a proposição de um método iterativo de proteção e reconfiguração de redes arbitrárias. Esse método inédito é composto por dois modelos ILP que permitem, a cada iteração, encontrar e proteger pontos vulneráveis na rede.
- Proposição de modelos ILP específicos para a proteção de interconexão das redes multi-anel, com as estratégias Anel Virtual e *Drop&Continue*. Nesse estudo, os modelos são investigados em diversos cenários de rede, comparando redes opacas *versus* translúcidas com crescimento de tráfego inter-anel e intra-anel. Assim, com esse detalhamento de cenários, foi possível identificar em que situação deve ser usada cada proteção de interconexão.

Assim, o restante deste documento está dividido de forma a apresentar tais contribuições. O próximo capítulo apresenta os aspectos estruturais e uma breve revisão da literatura relacionada ao problema do projeto de uma rede óptica. O Capítulo 3 apresenta a proposição de dois modelos ILP, concebidos usando os dois paradigmas de modelamentos das redes (relacionando os nós aos enlaces e os enlaces aos caminhos). Ainda neste capítulo, também é apresentado um conjunto de restrições para adaptar os modelos propostos à diferentes estudos de casos em uma rede óptica. Um algoritmo híbrido e a análise do benefício dos caminhos ópticos são propostos no Capítulo 4. No Capítulo 5, é apresentada uma heurística para os problemas de VTD, TGP e RWA. Alguns aspectos de proteção e reconfiguração para redes com topologia em malha e multi-anel são estudados no Capítulo 6. Finalmente, algumas conclusões gerais e a proposição de trabalhos futuros são mostrados no Capítulo 7.

1.4 Trabalhos Publicados

Periódicos

- L. C. Resendo, M. R. N. Ribeiro, e J. Pires, *Optimal Multilayer Grooming-Oriented Design for Inter-Ring Traffic Protection in DNI Multi-Ring WDM Networks*, OSA-JON, Optical Society of America - Journal of Optical Networking, v.7, p.533-549, 2008.
- L. C. Resendo, M. R. N. Ribeiro, e L. C. Calmon, *Efficient Grooming-Oriented Heuristical Solutions for Multi-Layer Mesh Networks*, Journal of Microwaves and Optoelectronics, pp. 263-267, 2007.

Congressos

- L. C. Resendo, M. R. N. Ribeiro e J. J. O. Pires, *Optimal Design for Protected Connection-oriented Ethernet over DNI Multi-ring WDM Networks*, In: Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica & Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo, MOMAG2008, Florianópolis, p. 249-253, 2008.
- L. C. Resendo, M. R. N. Ribeiro, J. Pedro, e J. J. O. Pires, *ILP Approaches to study interconnection strategies for multi-Ring Networks in the Presence of Traffic Grooming*, DRCN2007, 2007, La Rochelle. 6th International Workshop on Design and Reliable Communication Networks, 2007.
- L. C. Resendo e M. R. N. Ribeiro, *Complementary Optical Approaches for Survivable WDM Mesh Network Design: Transceivers Deployment and Traffic Engineering*, PS2006, International Conference on Photonics in Switching, Heraklion, p.1-3, 2006.
- L. C. Resendo e M. R. N. Ribeiro, *Optimal Design of Protection and Traffic Engineering in Survivable WDM Network*, In: Workshop FAPESP TIDIA, 2006, São Paulo. Proceedings of III Workshop TIDIA, 2006. v. 1. p. 72-74.
- L. C. Resendo e M. R. N. Ribeiro, *Efficient Grooming-Oriented Heuristical Solutions for Multi-Layer Mesh Networks*, In: Simpósio Brasileiro de Microondas e Optoeletrônica & Congresso Brasileiro de Eletromagnetismo, 2006, Belo Horizonte, MOMAG2006.

- L. C. Resendo, L. C. Calmon e M. R. N. Ribeiro, *Transparent Lightpaths Improving Optimal Traffic Grooming in WDM Mesh Networks*, In: ICT006, Funchal, 13th International Conference on Telecommunications, p.1-4, 2006.
- L. C. Resendo, L. C. Calmon e M. R. N. Ribeiro, *Orthogonal Metrics for GRWA Optical Networking*, SBrT2005, Simpósio Brasileiro de Telecomunicações 2005, Campinas, p.1-5.
- L. C. Resendo, L. C. Calmon e M. R. N. Ribeiro, *Simple ILP Approaches to Grooming, Routing, and Wavelength Assignment in WDM Mesh Networks*, SBMO/IEEE MTT-S, International Conference of Microwave and Optoelectronics, Brasilia, p.616-619, 2005.

Capítulo 2

Revisão da Literatura

Este capítulo apresenta alguns dos principais aspectos estruturais associados ao problema do projeto de uma rede óptica, bem como as principais propostas encontradas na literatura. Esses aspectos englobam considerações que incluem basicamente os problemas de escolha e roteamento dos caminhos ópticos provindos da topologia virtual, agrupamento de tráfego, acomodação do mesmo sobre a topologia virtual, roteamento e atribuição dos comprimentos de onda. Para isto, foram explanadas as principais arquiteturas de nós para redes ópticas em anel e malha, com os algoritmos exatos e heurísticos que se destacam na literatura.

2.1 Redes Ópticas

Nesta sessão, é apresentada uma breve síntese sobre alguns aspectos estruturais envolvidos no escopo deste trabalho. A Figura 2.1 oferece uma visão geral sobre as fases da evolução das gerações de arquiteturas empregadas nas redes ópticas. Como mostrado na figura, até recentemente, os roteadores IP (*Internet Protocol*) eram interconectados por circuitos virtuais provindos da tecnologia ATM (*Asynchronous Transfer Mode*), que por sua vez eram conectados por enlaces SONET/SDH (SONET - *Synchronous Optical Networking*/ SDH - *Synchronous Digital Hierarchy*) usando circuitos TDM (*Time Division Multiplexing*). Com o objetivo de eliminar camadas intermediárias, que geram um *overhead* indesejado, os roteadores IP se tornaram capazes de interfacear diretamente com os equipamentos SONET/SDH. Assim, os equipamentos da camada ATM começaram a ser gradualmente substituídos por tais roteadores e pelos dispositivos SONET/SDH. Mais adiante, o protocolo MPLS (*Mul-*

tiprotocol Label Switching) conseguiu melhorar as funcionalidades do IP, através da inserção de rótulos nos pacotes IP nos roteadores de borda, o que simplificou o roteamento IP dentro dos backbones. Com o aumento da taxa de transmissão (promovido pelo MPLS) das portas dos roteadores IP, já é possível ter roteadores IP de alto desempenho interconectados diretamente por um comprimento de onda [LIU 02]. Mais recentemente, e ainda em desenvolvimento, outras técnicas para comutar demandas de sub-comprimentos de onda têm sido amplamente investigadas, com o objetivo de aproveitar a vasta largura de banda oferecida pelo sistema WDM. Entre elas, encontram-se o OCS (*Optical Circuit Switching*), OBS (*Optical Burst Switching*) e o OPS (*Optical Packet Switching*) [XUE 05].

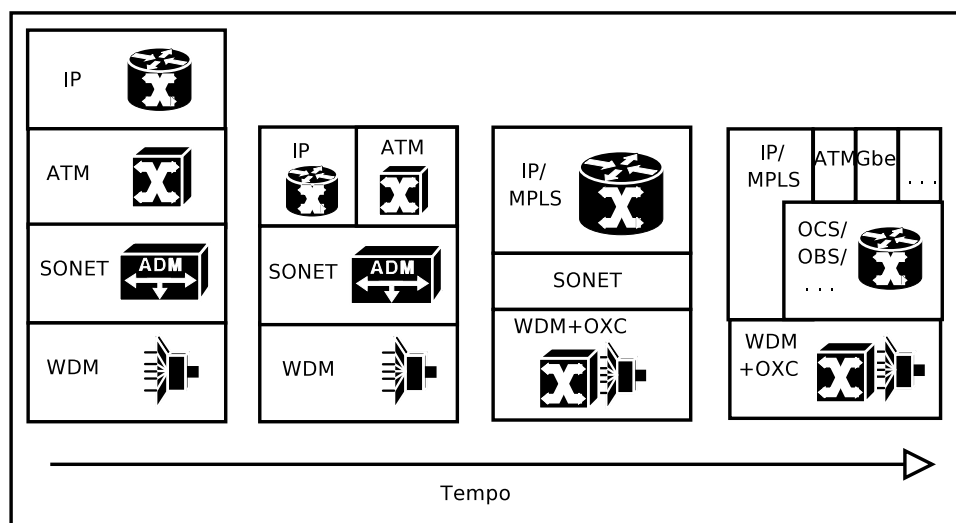


Figura 2.1: Pilha de protocolo para as diferentes arquiteturas aplicadas nas redes ópticas, adaptada de [LEE 04]

Fibra óptica

O meio de transmissão usado em comunicação óptica, a fibra óptica, possui características importantes que devem ser consideradas em um projeto de redes ópticas. Uma fibra óptica possui uma capacidade de largura de banda para transmissão com alguns Terabits por segundo (Tbps), sendo possível dividir essa capacidade em um sistema WDM, onde os equipamentos produzidos atualmente podem operar a 40 Gigabits por segundo (Gbps) em cada canal. Além da banda, as fibras ópticas possuem o atrativo de ter uma baixa atenuação, o que para redes de longa distância pode significar uma economia considerável no número de repetidores/regeneradores. Outra característica interessante é o fato das fibras serem imunes a interferências eletro-

magnéticas[GIO 91]. Além disso, por serem finas e leves, com o investimento de instalação é comum que se passe vários pares de fibra, tendo assim muitas das fibras instaladas ainda “apagadas” (que não estão em uso). Isso possibilita um crescimento rápido de capacidade para atender um possível crescimento de demanda. Porém, é importante mencionar algumas das dificuldades de instalação de uma fibra, tais como emendas e dobras, sendo esta última um fator que dificulta e encarece a instalação de fibra em determinados trechos, por exemplo em LANs (*Local Area Networks*).

Multiplexação

A multiplexação dos canais de comunicação na fibra óptica, realizada em sistemas TDM, muito se assemelha ao sistema FDM (*Frequency Division Multiplexing*). Contudo, a diferença básica entre os dois reside no fato de o WDM poder ser realizado de forma passiva através da FBG (*Fiber Bragg Gratings*), que é uma pequena seção de fibra óptica que age como um espelho seletivo, refletindo de volta apenas comprimentos de onda específicos.

Com relação à taxa de transmissão, na multiplexação WDM, nas redes SONET é adotada uma taxa básica de sinal de 51,84 MB/s (chamada de STS-1, *Synchronous Transport Signal*), e 155,52 MB/s para rede SDH (chamado de STM-1, *Synchronous Transfer Mode*), de forma que os sinais de mais alta velocidade são múltiplos dessas taxas básicas. As interfaces ópticas relacionadas a uma taxa de transmissão STS- N (ou STM- N) recebem o nome de OC- N (*Optical Carrier-N*). A Tabela 2.1 mostra as taxas de transmissão dos sinais nos padrões SONET e SDH [RAM 02].

Tabela 2.1: Taxas de transmissão para redes SONET/SDH

SONET	SDH	Mb/s
STS-1		51,84
STS-3	STM-1	155,52
STS-12	STM-4	622,08
STS-24		1244,16
STS-48	STM-16	2488,32
STS-192	STM-64	9953,28
STS-768	STM-256	39814,32

No padrão SONET, as taxas abaixo de STS-1 são mapeadas em *virtual tributaries* (VTs). São definidos quatro tamanhos para as VTs: VT1.5, VT2, VT3 e VT6, para

sinais assíncronos com taxas de 1.5, 2, 3 e 6 Mb/s, respectivamente. Esses VTs são multiplexados em grupos e inseridos nos sinais de alta velocidade, STS- N . Esta tarefa de agrupamento de tráfego é realizada através de processamento eletrônico por equipamentos como ADM (*Add&Drop Multiplexer*) ou DXC (*Digital Crossconnect*).

2.1.1 Principais Camadas Clientes das Redes Ópticas

Todas as camadas clientes das redes ópticas são capazes de realizar o processamento dos dados no domínio eletrônico. Com isso, estas camadas clientes podem processar o tráfego em taxas inferiores às do comprimento de onda, podendo agregar o tráfego e oferecer simultaneamente uma variedade de serviços de baixa velocidade, como, voz, dados e linhas para redes privadas. A seguir são descritas algumas das principais camadas clientes das redes ópticas.

SONET/SDH

SDH e SONET são padrões de transmissão e multiplexação para sinais de alta velocidade utilizados na Europa e EUA, respectivamente. Esses padrões foram criados para atender a novas demandas de serviços, como a Internet. Alguns benefícios do padrão SONET/SDH foram enumerados abaixo [KAR 99].

1. Nos sistemas SONET/SDH toda a rede é sincronizada em um único relógio mestre, sendo mais fácil e “barato” retirar e inserir, (de)multiplexar, sinais de baixa velocidade em canais de alta velocidade. O mesmo não acontece para PDH, onde, por ser assíncrono, um sinal de alta velocidade é todo demultiplexado para retirar e inserir parte do tráfego.
2. O gerenciamento de redes SONET/SDH inclui um monitoramento de desempenho, que facilita na identificação e recuperação de falhas. Ainda inclui identificação da conectividade e tipo do tráfego, podendo influenciar as decisões do operador da rede, tendo em vista o QoS (*Quality of Service*) de determinadas aplicações.
3. Os padrões SONET/SDH já prevêem uma interoperabilidade entre diferentes fabricantes. O mesmo não acontece para o PDH.

4. A padronização SONET/SDH pode aproveitar características específicas da topologia da rede e aplicar técnicas de proteção e reconfiguração mais eficientes. Isto significa uma reconfiguração mais rápida, fundamental para aumentar a disponibilidade dos serviços da rede.

Atualmente têm-se as redes SDH nova geração, que tiram proveito da simplicidade e eficiência da tecnologia Ethernet e da capacidade e qualidade de serviço da tecnologia SDH. Tal tecnologia de rede consiste basicamente na introdução dos seguintes recursos: VCAT (*Virtual Concatenation*), LCAS (*Link Capacity Adjustment Scheme*) e GFP (*Generic Frame Procedure*). Esses novos recursos permitem encaminhar o tráfego por vários caminhos, o que torna o processo de roteamento mais flexível [CAR 07].

IP

O IP tradicionalmente opera sobre a camada de enlace em redes locais, tais como *Ethernet* e *token ring*. Porém, pode trabalhar sobre canais de alta velocidade tendo como meio físico a fibra óptica, usando para isso protocolos da camada de enlace como HDLC (*High-Level Data Link Control*) ou PPP (*Point-to-Point Protocol*). Além da alta interoperabilidade entre diferentes tecnologias de rede, uma rede IP, em geral, não precisa de um sistema de gerenciamento centralizado. Os roteadores IP podem ser auto-configuráveis, aprendendo o roteamento na rede com informações cedidas pelos vizinhos, através de protocolos de roteamento, como o OSPF (*Open Shortest Path First Protocol*).

Atualmente, tem-se uma nova tecnologia do mundo IP com uma variedade de aplicações, o MPLS (*Multiprotocol Label Switching*) [DAV 00, BLA 01]. O principal objetivo do MPLS é facilitar a comutação dos pacotes dentro de uma malha de comutação. Como exemplo de equipamento em tal malha de comutação, tem-se os comutadores ATM em uma rede de transporte SDH e *gigarouters* IP em uma rede de transporte óptica (IP/SDH ou IP/WDM).

O MPLS atribui a cada pacote um identificador (rótulo) que descreve o caminho entre dois nós. Os roteadores capazes de suportar essa tecnologia são chamados de *Label-Switched Router* (LSR). Assim, cada LSR mantém uma tabela ou realiza uma operação com o identificador de caminho, que indicará a porta de saída do LSR. Além

de acelerar o processo da comutação do pacote, o MPLS consegue prover alguma garantia de qualidade de serviço à rede IP. Também desenvolvido pelo IETF (*Internet Engineering Task Force*) [BAN 01] o GMPLS (*Generalized Multiprotocol Label Switching*) é uma versão estendida do MPLS. Enquanto o MPLS foi originalmente desenvolvido para o controle da rede baseada em pacotes, o GMPLS pode controlar várias camadas, como pacotes IP, canais de TDM e WDM, e a escolha de uma fibra, no caso de uma rede multi-fibra.

OCS e OBS

Para as arquiteturas empregando IP-sobre-WDM, várias técnicas de comutação óptica têm sido investigadas. Entre tais técnicas pode-se destacar o OCS, onde uma conexão ponto-a-ponto é estabelecida por um tempo relativamente longo; e o OBS, que tenta mudar a complexidade da computação e do controle proveniente do domínio óptico para o domínio eletrônico [XUE 05].

2.1.2 Proteção e Restauração

Em uma rede óptica WDM a falha de um elemento de rede pode causar a perda de uma grande quantidade de tráfego. Assim, estudos examinando diferentes técnicas de proteção em redes WDM são facilmente encontrados na literatura. Inicialmente os estudos relacionados à proteção de redes WDM consideravam apenas a topologia em anel, porém, recentemente, devido ao crescimento das redes, as topologias em malha e multi-anel têm sido o principal foco de alguns trabalhos [VAS 04, SOM 05].

Existem basicamente dois mecanismos para se tratar falhas em redes, por proteção ou restauração. Se os recursos para a sobrevivência são pré-computados e reservados enquanto a conexão estiver ativa, esse mecanismo é chamado de proteção. Por outro lado, se a estratégia for calcular a rota para sobrevivência apenas após a falha, é chamado de restauração [LEE 04]. Como a restauração é um método reativo inicializado após a falha do enlace, esse não pode garantir a sobrevivência do tráfego e é mais demorado para recuperar o tráfego. Por outro lado, por ser um método proativo, a proteção, além de ser mais rápida, pode garantir a total sobrevivência das demandas em caso de falha. Adicionalmente, sabe-se que esquemas de restauração possuem uma melhor taxa de utilização da rede [VAS 04]. Como a restauração é

um esquema tipicamente dinâmico, esse mecanismo de sobrevivência está fora do escopo deste trabalho.

Os esquemas de proteção podem ser classificados pelo tipo de estratégia de roteamento, como proteção do caminho, enlace ou sub-caminho, e pela forma como são usados os recursos, a saber, dedicados ou compartilhados, [RAM 99b, RAM 03, GER 00]. Na proteção por caminho, quando ocorre uma falha no caminho de trabalho, o tráfego é re-roteado através de um caminho de proteção que deve ser disjuncto, por nó, ao caminho de trabalho. Na proteção do enlace, em caso de falha, a demanda é re-roteada do nó imediatamente anterior à falha para o nó seguinte à falha [LEE 04]. Com uma solução intermediária às duas anteriores, a proteção por sub-caminho divide o caminho de trabalho em setores, provendo um caminho de proteção de cada setor. Outro aspecto que deve ser considerado por um esquema de sobrevivência é se os recursos destinados à proteção das demandas são dedicados ou compartilhados. Em um esquema de proteção dedicada, o comprimento de onda usado para a proteção deve ser dedicado apenas a uma única conexão. Enquanto que, em um esquema de proteção compartilhada, o comprimento de onda usado para proteção pode ser usado por outras conexões [MAI 02]. Cada combinação dessas estratégias possui diferentes níveis de aproveitamento de recursos.

A Figura 2.2 ilustra os aspectos de roteamento para os mecanismos de proteção. Considere uma demanda com origem no nó 2 e destino no nó 20, roteada pelo caminho 2-6-8-11-15-20. Para a proteção de enlace, como anteriormente mencionado, cada enlace possui seu próprio caminho de proteção. Na Figura 2.2 o enlace 2-6 possui o caminho de proteção 2-3-6, o enlace 6-8 possui o caminho 6-5-8, assim sucessivamente, formando o caminho de proteção 2-3-6-5-8-10-11-12-16-15-21-20. Note que, além de demandar uma maior quantidade de recursos, não são todas as topologias que suportam essa estratégia de proteção. O mecanismo de sub-caminho, nesse exemplo, dividiu a rede em duas partes: de 2 a 8 e de 8 a 20. A primeira parte possui o caminho de proteção 2-1-5-8 e segunda parte é protegida usando a rota 8-10-14-19-20. Apesar de o último apresentar uma redução do custo, no geral, o método mais econômico é a proteção do caminho, que no exemplo foi roteada por 2-1-5-10-18-19-20.

Considerado os elementos a serem protegidos na rede óptica, têm-se basicamente três tipos: nós, enlaces (fibras) e comprimentos de onda (transmissores ou receptores). Na Figura 2.2, nota-se claramente que a proteção de enlaces, apesar de ser a

mais custosa, ainda é a que oferece o menor nível de proteção, não sendo capaz de recuperar a falha de nenhum nó ao longo do caminho. Por outro lado, a proteção de caminho, a estratégia com o menor custo na Figura 2.2, pode recuperar qualquer tipo de falha ao longo do caminho de trabalho. Intermediário a esses, a proteção por sub-caminho possui apenas alguns ponto de vulnerabilidade, que são justamente os nós de interseção de dois sub-caminhos.

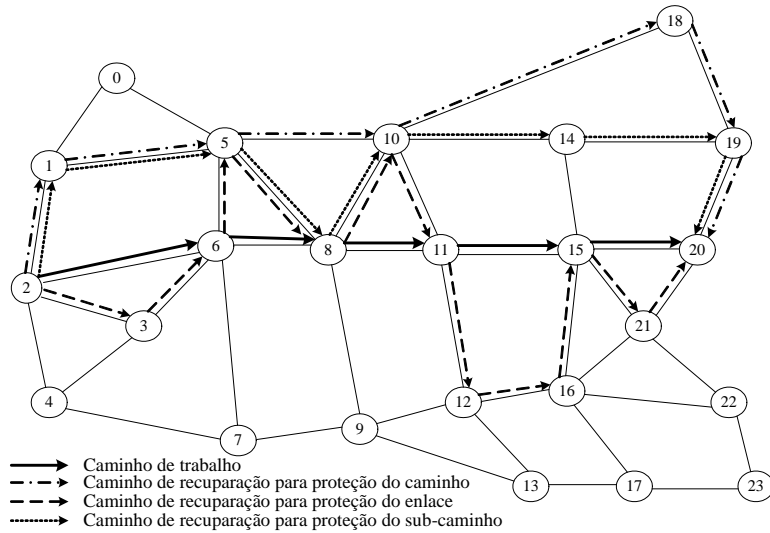


Figura 2.2: Proteção por caminho, enlace e sub-caminho, adaptado de [LEE 04]

Além dos mecanismos anteriormente citados, o projetista da rede ainda deve optar entre os esquemas de recuperação usando 1+1 ou 1:1. Para um esquema 1+1, o tráfego de proteção é transmitido simultaneamente ao tráfego de trabalho. Assim, quando o nó de destino detecta uma falha no caminho de trabalho, basta comutar para o caminho de proteção. Esse esquema é o que possui a recuperação mais rápida, porém, por duplicar todas as demandas por caminhos disjuntos aos de trabalho, também é o que exige maior quantidade de recursos adicionais. No esquema 1:1 o tráfego de proteção é enviado apenas quando for detectada uma falha. Como a rede não precisa suportar a duplicação simultânea de todas as demandas, esse esquema possui um menor uso de recursos adicionais quando comparado ao 1+1, como mostrado na Seção 6.2.

Adicionalmente, a proteção de uma rede pode ser feita tanto na camada óptica quanto na camada eletrônica. Porém, como o objetivo deste trabalho é a investigação do TGP, que depende do processamento eletrônico nos nós, os esquemas de proteção propostos no Capítulo 6 consideram a proteção realizada pela camada eletrônica.

2.2 Projeto de Topologia Virtual

Como mencionado, o VTD é definido como o conjunto de todos os caminhos ópticos que são configurados entre os nós. Caso exista um caminho óptico transparente para cada demanda de tráfego de rede, esta é chamada de topologia transparente. Tais topologias podem se tornar inviáveis, pois uma rede relativamente grande onde existe demanda entre todos os nós se tornaria extremamente cara. Para exemplificar, uma rede transparente de 15 nós com demandas entre todos os pares de nós exige $15 \times (15 - 1) = 210$ caminhos ópticos. Por outro lado, pode-se considerar uma rede onde os caminhos ópticos coincidam com os enlaces físicos, de forma que uma demanda de tráfego necessite passar por vários caminhos ópticos até atingir o destino. Essa rede, conhecida como rede opaca, exige que as demandas sofram conversão óptico-eletrônica, processamento eletrônico e conversão eletrônico-óptica nos nós intermediários. Nesse cenário é exigida uma grande quantidade de processamento eletrônico em todos os nós da rede, que por sua vez é traduzido em equipamentos.

Em uma solução de compromisso entre os dois extremos, redes transparentes e redes opacas, os caminhos são acomodados sobre a topologia física percorrendo um ou mais enlaces. Porém, quando conveniente, é permitido o processamento eletrônico nos nós intermediários. Os trabalhos, encontrados na literatura, tratando desses cenários de redes têm como função objetivo a minimização do congestionamento [RAM 96, RAM 02, BAN 90], que consiste na carga alocada em um caminho óptico, ou o processamento eletrônico nos nós [ALM 06].

2.3 Roteamento e Alocação de Comprimento de Onda

O problema de RWA talvez seja um dos problemas relacionados ao projeto de redes WDM que tenha recebido maior atenção por parte dos pesquisadores desta área [ZAN 00], dado que toda rede usando tecnologia WDM deve dispor de um processo de RWA para estabelecer uma conexão. Esse problema possui basicamente dois objetivos: i) acomodar os caminhos ópticos, provenientes do projeto da topologia

virtual sobre a topologia física; e ii) atribuir os comprimentos de onda a cada enlace, de forma que um comprimento de onda não seja atribuído a dois caminhos ópticos em um mesmo enlace.

Os métodos adotados para roteamento basicamente podem usar: um roteamento pré-fixado, com mais de uma rota alternativa pré-computada ou rotas adaptativas [ZAN 00]. Para um esquema de rotas alternativas pré-fixadas, múltiplas rotas devem ser consideradas. Nesse esquema, cada nó da rede precisa manter uma tabela de roteamento seguindo uma ordem, por exemplo, primeiro, segundo, até o K -ésimo menor caminho. Esse esquema é largamente utilizado para aprovisionamento de conexões dinâmicas, pela facilidade de controle das rotas e recursos que estão em uso. No caso do roteamento adaptativo, a rota é escolhida dinamicamente dependendo do estado atual da rede. Apesar de ser o método mais flexível, apresenta a grande desvantagem de ser necessário calcular o roteamento a cada requisição, exigindo uma grande quantidade de processamento.

Um aspecto importante para o roteamento dos caminhos ópticos em uma rede WDM é a escolha do comprimento de onda que será usado. Esta escolha possui a restrição clássica da continuidade do comprimento de onda. Caso seja imposta tal restrição, o caminho óptico usado para atender a requisição deve ter o mesmo comprimento de onda em todos os enlaces físicos ao longo do caminho. Tal restrição dificulta consideravelmente a disponibilidade de comprimentos de onda para atender as demandas, o que normalmente aumenta a probabilidade de bloqueio. Por outro lado, para aumentar a flexibilidade da rede, é necessária a aquisição de equipamentos conversores de comprimento de onda, que ainda são relativamente caros, ou de processamento eletrônico, que também não é desejável.

2.4 Problema de *Grooming* de Tráfego

Como mencionado em 2.1.1, um sistema SONET/SDH permite que canais WDM ainda possam multiplexar vários canais de baixas taxas de transmissão (sub-comprimentos de onda). Porém, essa multiplexação implica na retirada e inserção de tráfego em determinados nós da rede [ZHU 05], onde será necessário introduzir equipamentos do tipo *Add-Drop Multiplexer* (ADM). Assim, várias requisições de tráfego podem ser agrupadas em um mesmo comprimento de onda. *Grooming* de tráfego está di-

retamente relacionado a um rico conjunto de problemas, incluindo planejamento da rede, projeto da topologia e aprovisionamento de conexões [ZHU 05]. O TGP pode ser visto sob duas perspectivas: i) na primeira, tratada na maior parte desse trabalho, é dada uma matriz de tráfego e a topologia da rede, o método de otimização deve atender todas as demandas minimizando o custo total da rede. ii) e a segunda, dado um conjunto de recursos e demandas, deve-se maximizar a quantidade total de demandas atendidas, o *throughput* da rede. No Capítulo 7 é proposto um modelo ILP que trata o TGP sob esse ponto de vista.

2.4.1 Arquiteturas de nós usadas nas redes ópticas

Para a formalização do problema de estudo é necessário tomar conhecimento dos aspectos estruturais que envolvem o mesmo, incluindo as limitações e “facilidades” tecnológicas que nortearão os modelos de otimização.

Grooming de tráfego para Redes em Anel

Em uma rede SONET/SDH tradicional são usados multiplexadores de inserção e retirada eletrônicos (ADMs), para que os elementos da rede possam inserir e retirar tráfego nos canais de alta velocidade. Até pouco tempo, nas redes SONET/SDH era necessário um ADM para cada comprimento de onda em todos os nós da rede. Contudo, uma fibra óptica já suporta mais de uma centena de comprimentos de onda, o que torna extremamente dispendiosa a instalação dessas redes. Atualmente já é possível a inserção e retirada de apenas um comprimento de onda específico, feito de forma “passiva”, isto é, sem o uso de processamento eletrônico. Tais equipamentos são chamados de multiplexadores ópticos de inserção e retirada (OADMs - *Optical Add-Drop Multiplexers*). A arquitetura do nó em um anel SONET/SDH, junto com a representação dos ADMs e OADMs, são apresentados na Figura 2.3.

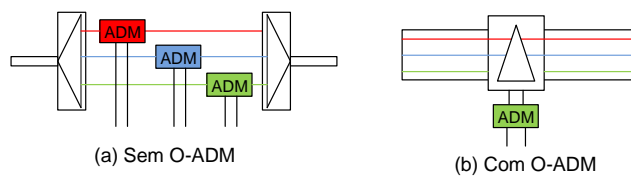


Figura 2.3: Arquitetura de nós com e sem O-ADM para uma rede em anel SONET/SDH + WDM, adaptada de [ZHU 03]

Visto que grande parte do tráfego em um nó é de trânsito (está apenas sendo roteado por este nó), e analisados os custos de instalação e manutenção de uma rede óptica WDM, fica claro que os componentes de interface eletro-óptico possuem uma parcela dominante no custo total. Portanto, uma seleção adequada dos locais de instalação dos ADMs, bem como um arranjo cuidadoso de quais comprimentos de onda são inseridos e retirados em cada nó da rede, e o agrupamento do tráfego de maneira conveniente podem diminuir drasticamente os custos de uma rede. A Figura 2.4 ilustra os elementos de uma rede SONET/SDH com dois anéis ADM interconectados por um DXC (*Digital Cross-Connect*) e TMs (*Terminal Multiplexer*) com uma topologia em linha.

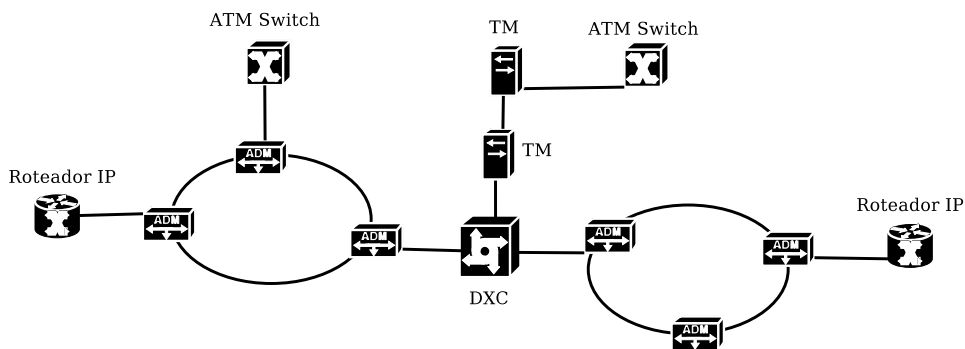


Figura 2.4: Ilustração de uma rede SONET/SDH com anéis ADM interconectados por um DXC, adaptada de [SCH 01]

Grooming de Tráfego em Anéis Interconectados

Na primeira geração de redes ópticas, a topologia predominante foi para redes em anel SONET + WDM, assumindo a rede como um único anel. Porém o padrão para anéis SDH impõem um limite máximo de 16 nós para cada anel [G.7 96]. Assim, com o crescimento das redes ópticas, a topologia das redes vem convergindo para anéis interconectados em malha. As conexões dos anéis podem ser feitas através da interseção de um ou dois nós, *Single Node Interconnection* (SNI) e *Dual Node Interconnection* (DNI). Em [WAN 02] os autores apresentam quatro arquiteturas de nós de interconexão, mostradas na Figura 2.5. Nesse mesmo trabalho foi proposto um modelo ILP e uma heurística como método de soluções para as arquiteturas apresentadas. Através desses algoritmos foram comparadas as estratégias de interconexão através das diferentes restrições impostas por cada uma delas.

Na Figura 2.5 (a) a interconexão dos anéis é feita através de um DXC, que

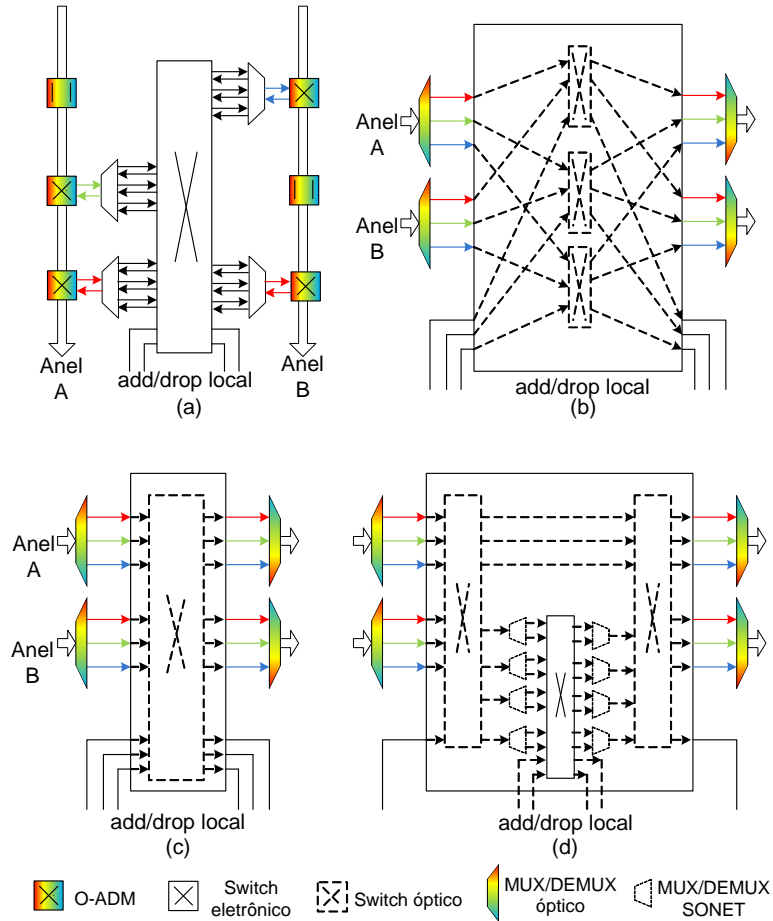


Figura 2.5: Diferentes arquiteturas para os nós de interconexão dos anéis, adaptada de [WAN 02].

processa o tráfego para portas locais ou para um SONET MUX/DEMUX, enviando novamente à rede através de um OADM. Em (b) e (c) são apresentadas duas arquiteturas de OXCs, onde (b) é totalmente transparente e em (c) é feito de forma opaca. Usando dois OXCs e um DXC, a arquitetura ilustrada em (d) é a que promove maior flexibilidade na interconexão de anéis.

Grooming de Tráfego para Redes em Malha

Até poucos anos atrás, a grande maioria dos trabalhos relacionados ao TGP encontrados na literatura eram baseados em redes com topologia em anel. Contudo, recentemente, observa-se uma tendência para o estudo do problema utilizando redes com topologia em malha. Este fenômeno é justificado pela implementação de novos dispositivos e arquiteturas para os nós da rede. Mesmo para anéis interconectados, também usando infra-estrutura da primeira geração de redes ópticas, são encon-

tradas limitações que dificultam sua escalabilidade. Por exemplo, prejudicando a acomodação do tráfego crescente nessas redes, oferecendo poucas possibilidades de reroteamento para a proteção e aplicações do tipo *multicast* (quando a demanda possui uma origem e mais de um destino).

Em [ZHU 02] o *grooming* de tráfego é realizado pelo elemento de rede chamado de *G-Fabric* que é um dispositivo de comutação eletrônica, como os DXCs. Na Figura 2.6 é ilustrado como esse recurso é interligado a um OXC através de um conjunto de transceptores, responsáveis pela conversão óptica-eletrônica-óptica. Assim, os transceptores representam também o número de portas do OXC, que está diretamente relacionado ao custo do equipamento.

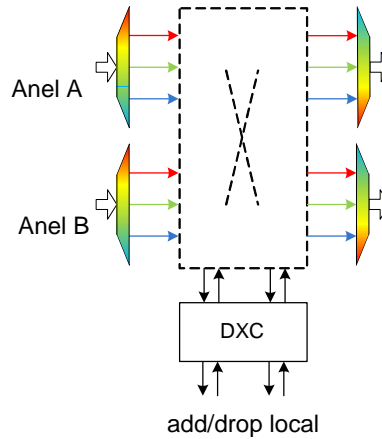


Figura 2.6: Nó com capacidade de *grooming*, adaptada de [WAN 02] e [SOL 07]

Recentemente, novas arquiteturas foram propostas, como na Figura 2.7 apresentada em [SOL 07], que apresenta uma arquitetura de um nó híbrido que reúne as facilidades de um nó *grooming* “clássico” e um nó de anel com um comprimento de onda destinado a cada nó. Um monitor de comprimento de onda é usado para retirar uma amostra do sinal e encontrar *time slots* livres dentro de cada canal. Então, posteriormente, as demandas saindo do DXC para a rede são multiplexadas e o sinal é inserido novamente na rede. Uma desvantagem dessa arquitetura é a inserção de atraso do sinal para a sincronização do DXC.

Em [COX 01] o problema do projeto da topologia física e virtual numa rede em malha WDM é descrito de forma a descobrir como conectar os elementos de rede (OADMs, DXCs ou OXCs) e rotear o tráfego, para satisfazer todas as demandas e minimizar o custo total da rede. O custo da rede foi ponderado segundo os custos da fibra, do sistema WDM utilizado e dos dispositivos. Como métodos de solução,

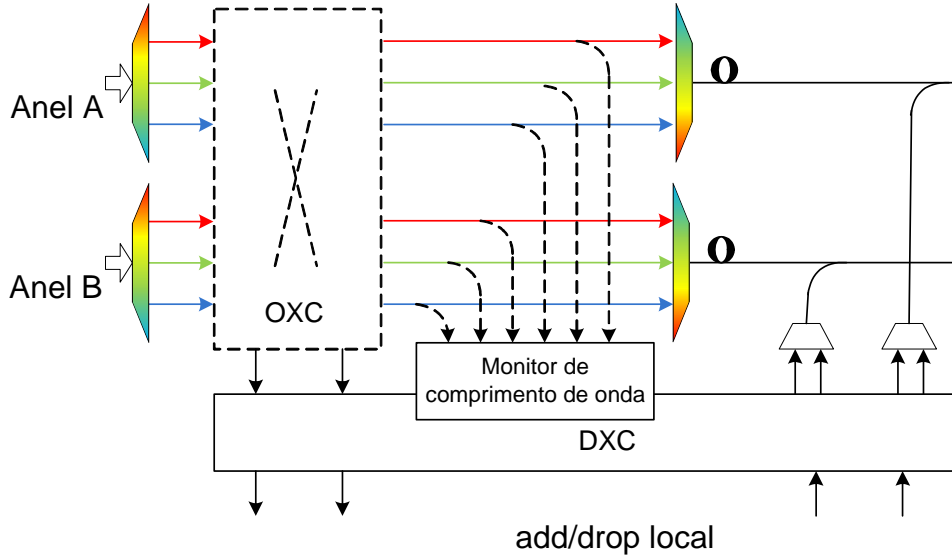


Figura 2.7: Nó híbrido com capacidade de *grooming*, adaptada de [SOL 07]

são propostos um modelo ILP e duas meta-heurísticas. Como resultado, o trabalho apresenta uma comparação entre redes em anel e em malha, onde foi mostrado que as redes em malha possuem uma melhor relação custo/benefício para áreas razoavelmente grandes, enquanto os anéis são mais atrativos para interconexões de MANs.

2.5 Trabalhos Relacionados

A topologia física da rede WDM é representada por um multigrafo, $G = (N, E, W)$, valorado e não direcionado, onde N é o conjunto dos nós, E é o conjunto dos enlaces físicos, tal que $e \in E$ pode suportar um conjunto W de canais não sobrepostos (comprimentos de onda). O valor de um enlace pode corresponder à distância geográfica entre os dois nós ligados por ele. Neste estudo é considerado que o valor do enlace será sempre igual a 1, assim, a distância corresponderá ao número de saltos. O número de comprimentos de onda em cada fibra e a capacidade suportada por cada um deles é dada por $|W|$ e C , respectivamente. As requisições de tráfego são comumente apresentadas em matrizes, podendo ser uma única matriz contendo a demanda estática média entre cada par de nós ou uma matriz para cada tipo de demanda (STM-1, STM-3, STM-12, etc).

Existem na literatura dois métodos básicos para encontrar soluções para o TGP,

modelos exatos e heurísticos. Porém, em [CHI 00] e [WAN 00] é mostrado que o TGP pertence à classe de problemas NP-Completo. Assim, por possuir uma complexidade exponencial, métodos para encontrar soluções ótimas são extremamente restritos ao tamanho da rede investigada, não sendo capazes de solucionar redes como mais de 14 nós [ALM 06, BAN 01]. Para resolver este problema em redes maiores, várias heurísticas são facilmente encontradas na literatura, [CHI 00, WAN 00, MUK 01, ZHA 00, SIM 99]. Como avaliação dos resultados heurísticos, podemos citar análises de limite inferior para diferentes critérios de tráfego e modelos de redes [WAN 00, MUK 01, SIM 99].

2.5.1 Formulações Existentes para o TGP

A implementação de modelos ILP seguem dois paradigmas de formulação, arco-caminho ou nó-arco [PIO 04]: i) no primeiro caso as rotas devem ser previamente conhecidas e indexadas. Como neste tipo de formulação as variáveis têm um controle da rota como um todo, não há necessidade de uma restrição de continuidade de fluxo, simplificando computacionalmente o modelo. Porém, para redes de grande porte e com um alto grau de liberdade de roteamento, a quantidade de rotas possíveis será um complicador na implementação do modelo. ii) para o segundo caso, as variáveis de fluxos de um nó conhecem apenas os nós adjacentes a ele. Isto implica na necessidade de uma restrição de continuidade de fluxo, aumentando a complexidade computacional do modelo. Por outro lado, não existe o esforço para pré-computar as rotas, e a quantidade de variáveis de fluxo é igual ao número de enlaces.

No Capítulo 3 são propostos dois modelos ILP, usando os dois paradigmas de formulação. Tais modelos são usados como base para o restante dos estudos desenvolvidos neste trabalho. Para futuras comparações, a seguir são apresentados alguns dos principais modelos encontrados na literatura.

Em [ZHU 02], os autores propõem um modelo para o TGP com uma formulação nó-arco. Como é mostrado mais adiante, o trabalho considera um conjunto de matrizes de requisições, uma para cada granularidade de tráfego. Sobre uma rede irregular e fixando o número de transceptores em cada nó, o objetivo dos modelos é maximizar o número de conexões realizadas com sucesso (*throughput* da rede). Antes de mostrar as expressões do modelo, é apresentada a notação usada no trabalho:

m e n nós conectados por um enlace físico.

i e j nós de origem e terminação, respectivamente, de um caminho óptico. Aqui um caminho óptico pode percorrer um ou múltiplos enlaces físicos.

s e d nós de fonte e destino de uma requisição. Uma requisição de tráfego pode atravessar um ou vários caminhos ópticos. A Figura 2.8 esclarece como uma requisição pode ser atendida.

y A granularidade das requisições de tráfego, $y \in 1, 3, 12, 48$.

t Indica quantas requisições do tipo OC- y é requerida entre o par (s, d) .

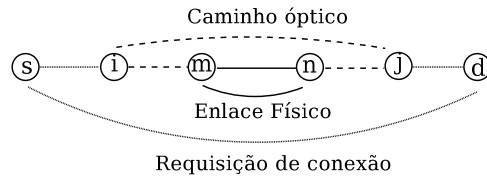


Figura 2.8: Ilustração de uma conexão

Dados do problema:

N Número de nós da rede

W Número de comprimentos de onda por fibra. Foi assumido que todas as fibras possuem o mesmo número de comprimentos de onda.

P_{mn} Matriz de adjacências da topologia física.

P_{mn}^w Indica a existência do comprimento de onda w na fibra P_{mn} .

TR_i Número de transmissores no nó i .

RR_i Número de receptores no nó i . Nesse trabalho foi considerado que os *transceivers* são todos ajustáveis para qualquer comprimento de onda em W .

C Capacidade de um comprimento de onda.

Λ O conjunto das matrizes de tráfego, $\Lambda = \{\Lambda_y\}$.

Variáveis:

V_{ij} Número de caminhos ópticos entre os nós i e j .

V_{ij}^w Número de caminhos ópticos entre os nós i e j no comprimento de onda w .

Note que, se $V_{ij}^w > 1$ indica que os caminhos ópticos entre i e j sobre o comprimento de onda w pode ter diferentes caminhos.

$P_{mn}^{ij,w}$ Número de caminhos ópticos entre os nós i e j roteado pelo enlace físico (m, n) sobre o comprimento de onda w .

$\lambda_{ij,y}^{sd,t}$ É o t -ésimo OC- y do nó s para d passando pelo caminho óptico (i, j) .

$S_{sd}^{y,t}$ É um binário, igual a 1 se o t -ésimo OC- y do nó s para d foi roteado com sucesso, e zero caso contrário.

As variáveis podem ser divididas em grupos da seguinte forma: V_{ij} e V_{ij}^w como variáveis de topologia virtual, $P_{mn}^{ij,w}$ como variável de roteamento na topologia física, e $\lambda_{ij,y}^{sd,t}$ e $S_{sd}^{y,t}$ como variáveis de roteamento de tráfego.

O objetivo adotado nesse trabalho foi maximizar o número total de requisições de baixa velocidade roteadas com sucesso.

$$\text{Maximize: } \sum_{y,s,d,t} y \times S_{sd}^{y,t} \quad (2.1)$$

A seguir são apresentados os grupos de restrições da formulação.

Restrições de topologia virtual:

$$\sum_j V_{ij} \leq TR_i \quad \forall i \quad (2.2)$$

$$\sum_i V_{ij} \leq RR_j \quad \forall j \quad (2.3)$$

$$\sum_w V_{ij}^w = V_{ij} \quad \forall i, j \quad (2.4)$$

$$V_{ij}^w, V_{ij} \in \mathbb{Z}. \quad (2.5)$$

Restrições de roteamento da topologia física:

$$\sum_m P_{mk}^{ij,w} = \sum_n P_{kn}^{ij,w} \quad \text{if } k \neq i, j \quad \forall i, j, w, k \quad (2.6)$$

$$\sum_m P_{mi}^{ij,w} = 0 \quad \forall i, j, w \quad (2.7)$$

$$\sum_n P_{jn}^{ij,w} = 0 \quad \forall i, j, w \quad (2.8)$$

$$\sum_n P_{in}^{ij,w} = V_{ij}^w \quad \forall i, j, w \quad (2.9)$$

$$\sum_m P_{mj}^{ij,w} = V_{ij}^w \quad \forall i, j, w \quad (2.10)$$

$$\sum_{i,j} P_{mn}^{ij,w} \leq P_{mn}^w \quad \forall m, n, w \quad (2.11)$$

$$P_{mn}^{ij,w} \in \{0, 1\}. \quad (2.12)$$

Restrições de tráfego na topologia virtual:

$$\sum_i \lambda_{id,y}^{sd,t} = S_{sd}^{y,t} \quad \forall s, d \quad y \in \{1, 3, 12, 48\} \quad t \in [1, \Lambda_{y,sd}] \quad (2.13)$$

$$\sum_j \lambda_{sj,y}^{sd,t} = S_{sd}^{y,t} \quad \forall s, d, t \quad y \in \{1, 3, 12, 48\} \quad t \in [1, \Lambda_{y,sd}] \quad (2.14)$$

$$\sum_i \lambda_{ik,y}^{sd,t} = \sum_j \lambda_{kj,n}^{sd,t} \quad \text{if } k \neq s, d \quad \forall s, d, k, t \quad (2.15)$$

$$\sum_i \lambda_{is,y}^{sd,t} = 0 \quad \forall s, d \quad y \in \{1, 3, 12, 48\} \quad t \in [1, \Lambda_{y,sd}] \quad (2.16)$$

$$\sum_j \lambda_{dj,y}^{sd,t} = 0 \quad \forall s, d \quad y \in \{1, 3, 12, 48\} \quad t \in [1, \Lambda_{y,sd}] \quad (2.17)$$

$$\sum_{y,t} \sum_{s,d} y \times \lambda_{ij,y}^{sd,t} \leq V_{ij} \times C \quad \forall i, j \quad (2.18)$$

$$S_{sd}^{y,t} \in \{0, 1\}. \quad (2.19)$$

As equações anteriores são baseadas no princípio da conservação de fluxo e recursos. A seguir é apresentada uma breve explicação para cada restrição.

- As expressões 2.2 e 2.3 asseguram que o número de caminhos ópticos entre os nós (i, j) seja menor ou igual ao número de transmissores e receptores dos nós i e j , respectivamente.
- A expressão 2.4 mostra que os caminhos ópticos entre (i, j) podem usar diferentes comprimentos de onda entre (i, j) .
- A restrição de conservação de fluxo está expressa em 2.6-2.10, sendo que a expressão 2.6 assegura que o tráfego que entra é igual ao que sai, em um nó intermediário k do caminho óptico (i, j) no comprimento de onda w . A expressão 2.7 garante que em um nó de origem i do caminho óptico (i, j) no comprimento de onda w não há entrada de tráfego; analogamente, 2.8 garante que um nó de término não possui escoamento de tráfego. A expressão 2.9 assegura que no nó de origem i do caminho óptico (i, j) para um comprimento de onda w a quantidade de caminhos ópticos saindo é igual a soma de todos os caminhos ópticos (i, j) sobre o comprimento de onda w ; analogamente, temos para entrada de tráfego nos nós de término, 2.10.
- Para assegurar que será usado apenas um comprimento de onda w no enlace físico (m, n) foram usadas as expressões 2.11 e 2.12
- As expressões 2.13-2.19 são responsáveis pelo roteamento e agregação do tráfego de baixa velocidade sobre a topologia virtual, sem exceder a capacidade do comprimento de onda.

O modelo apresentado em [ZHU 02] está entre os modelos mais completos encontrados na literatura. Porém, devido à complexidade dos modelos, ele é extremamente restrito ao tamanho da rede. Os autores apresentam soluções ótimas apenas para redes de 6 nós e sugerem uma heurística para redes maiores. Assim, a exemplo desse modelo e de outros que são apresentados a seguir, conclui-se que para a formulação de um modelo ILP para o TGP, são necessários alguns cuidados para que tal modelo possa resolver problemas em redes com mais de 10 nós [HU 04]. Dentre as ações mais simples a serem tomadas para aumentar a escalabilidade dos modelos pode-se citar: o particionamento do problema, a relaxação de algumas variáveis e imposição de restrições para a redução do espaço de busca das variáveis. Os modelos propostos neste trabalho utilizam algumas dessas estratégias. Por exemplo, ao invés de inserir novas variáveis para o roteamento dos caminhos ópticos, a exemplo do que foi feito em [ZHU 02], isso pode ser realizado por um método externo ao modelo.

Outro trabalho semelhante foi apresentado em [DUT 02a]. Porém, essa formulação foi usada apenas como recurso para ilustração do problema, e nenhum exemplo foi resolvido usando a formulação. A seguir são apresentadas a notação, expressões e descrições.

Dados do problema:

p_{lm} Indica se o enlace (l, m) existe ou não na topologia física.

C É definido como a capacidade do comprimento de onda.

$t^{(sd)}$ É a demanda de tráfego entre os nós (s, d) (assim, a matriz de tráfego é representada por $T = [t^{(sd)}]$).

W É o número máximo de comprimentos de onda suportado por um enlace.

onde $i, j, s, d, l, m \in \{0, \dots, N-1\}$ e $w \in \{0, \dots, W-1\}$.

Variáveis:

b_{ij} Número de caminhos ópticos do nó i para o nó j .

$b_{ij}(l, m)$ Número de caminhos ópticos que passam no enlace físico (l, m) .

$c_{ij}^{(w)}(l, m)$ É um binário igual a 1, se o caminho óptico ij usa o comprimento de onda (w) no enlace físico (l, m) , e zero caso contrário.

t_{ij} representa a quantidade de tráfego agregado no caminho óptico de i para j .

$t_{ij}^{(sd)}$ Corresponde a parcela da demanda de sd ($t^{(sd)}$) em t_{ij} .

Diferentemente do modelo anterior, nesse foram sugeridas três funções objetivos. A minimização do número de caminhos ópticos:

$$\min : \sum_{ij} b_{ij} \quad (2.20)$$

A minimização da quantidade de comutadores eletrônicos:

$$\min : \sum_{s,d,i,j} t_{ij}^{(sd)} - \sum_{s,d} t^{(sd)} \quad (2.21)$$

A maximização do número de caminhos ópticos em um nó:

$$\max_i(\max(\sum_j b_{ji}, \sum_j b_{ij})) \quad (2.22)$$

Restrições de topologia física:

$$b_{ij}(l, m) \leq b_{ij} p_{lm}, \quad \forall i, j, l, m \quad (2.23)$$

$$c_{ij}^{(w)}(l, m) \leq p_{lm}, \quad \forall i, j, k, l, m \quad (2.24)$$

Restrições de roteamento dos caminhos ópticos:

$$\sum_{l=0}^{N-1} b_{ij}(m, l) - \sum_{l=0}^{N-1} b_{ij}(l, m) = \begin{cases} b_{ij} & \text{se } m = i \\ -b_{ij} & \text{se } m = j \\ zero & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall m, i, j \quad (2.25)$$

$$\sum_{ij} b_{ij}(l, m) \leq w \quad \forall l, m \quad (2.26)$$

Restrições de atribuição do comprimento de onda no caminho óptico:

$$\sum_{k=0}^{W-1} c_{ij}^{(w)}(l, m) = b_{ij}(l, m) \quad \forall i, j, l, m \quad (2.27)$$

$$\sum_{i,j} c_{ij}^{(w)}(l, m) \leq 1 \quad \forall k, l, m \quad (2.28)$$

$$\sum_{l=0}^{N-1} c_{ij}^{(w)}(m, l) = \sum_{l=0}^{N-1} c_{ij}^{(k)}(l, m) \begin{cases} \leq b_{ij} & \text{se } m = i \\ \geq -b_{ij} & \text{se } m = j \\ zero & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall i, j, k, m \quad (2.29)$$

Restrições do roteamento de tráfego:

$$t_{ij} = \sum_{s,d} t_{ij}^{(sd)} \quad \forall i, j \quad (2.30)$$

$$t_{ij} = b_{ij} C \quad \forall i, j \quad (2.31)$$

$$\sum_{j=0}^{N-1} t_{ij}^{(sd)} - \sum_{j=0}^{N-1} t_{ji}^{(sd)} = \begin{cases} t^{(sd)} & \text{se } i = s \\ -t^{(sd)} & \text{se } i = d \\ zero & \text{caso contrário} \end{cases} \quad \forall i, j \quad (2.32)$$

- A expressão 2.23 garante que um caminho óptico será roteado apenas por enlaces físicos existentes.
- A expressão 2.24 assegura que, se existe um comprimento de onda k sendo usado no enlace (l, m) pelo caminho óptico (i, j) , então a existência do enlace (l, m) deve ser garantida .
- As expressões 2.25, 2.29 e 2.32 correspondem à conservação dos caminhos ópticos e do fluxo. Em 2.25 é garantido que nenhum caminho óptico será criado ou perdido durante o caminho de i para j . Para a continuidade do comprimento de onda ao longo do caminho de i para j foi usada a expressão 2.29. E 2.32 é a clássica restrição de conservação de fluxo.
- Em 2.26 é garantido que a somatória dos caminhos ópticos no enlace (l, m) não deve exceder o número máximo de comprimentos de onda de um enlace.
- Em 2.27 é garantido que o número de caminhos ópticos de i para j no enlace (l, m) é igual a quantidade de comprimentos de onda no enlace (l, m) referentes ao caminho óptico de i para j .
- 2.28 garante que para um dado comprimento de onda em um enlace (l, m) deve existir no máximo um caminho óptico passando por esse canal.
- A restrição de agregação de tráfego 2.30 mostra que a quantidade de tráfego do caminho óptico ij é a soma das demanda sd roteadas por ij ($T_{ij}^{(sd)}$).
- Garantindo o limite da capacidade do comprimento de onda temos a restrição 2.31.

Mais recentemente, foram propostos em [HU 04] dois modelos para o *grooming* de tráfego, onde foi considerado um roteamento com e sem atribuição de comprimentos de onda. Ainda é proposta uma heurística para a atribuição de comprimento de onda para o caso do roteamento sem essa atribuição. A rede nesse trabalho, é representada por dois grafos, $G_f = (V_f, E)$ e $G_o = (V_o, L)$, onde V_f é o conjunto de nós adjacentes da camada física interconectados por um elemento de E (conjunto de enlaces físicos), e V_o o conjunto de nós adjacentes da camada óptica interconectados por um caminho óptico do conjunto L . A seguir são apresentadas a notação da formulação, as expressões do modelo e descrição de cada restrição. Estratégia similar a essa foi usada no Capítulo 4 e Seção 6.3, onde se trata de redes translúcidas. Porém,

para aumentar a escalabilidade do método, no Capítulo 4 os caminhos ópticos são pré-roteados por uma heurística e o modelo ILP trata cada caminho óptico como uma conexão transparente fim-a-fim. Na Seção 6.3 são usados dois modelos ILP, um para rotear o tráfego sobre os caminhos ópticos e outro para rotear os caminhos ópticos sobre a topologia física e atribuir-lhes comprimentos de onda.

W É o número máximo de comprimentos de onda suportado por um enlace.

D Conjunto de demandas.

s_d Tamanho da demanda $d \in D$.

C Capacidade do comprimento de onda.

$A = [a_{v,l}]_{|V_o| \times |L|}$, onde $a_{v,l} = 1$ se o caminho óptico l se origina no nó v , -1 se l termina no nó v e 0 caso contrário.

$B = [b_{e,l}]_{|E| \times |L|}$, onde $b_{e,l} = 1$ se caminho óptico l passa pelo enlace físico e e 0 caso contrário.

$u_d = [u_{v,d}]_{v \in V_o}$, onde $u_{v,d} = 1$ se o v é o nó de origem da demanda d , -1 se é o nó de destino e 0 caso contrário.

$x_d = [x_{l,d}]_{l \in L}$, onde $x_{l,d} = 1$ se a demanda d passa pelo caminho óptico l e 0 caso contrário.

$y_w = [y_{l,w}]_{l \in L}$, onde $y_{l,w} = 1$ se o comprimento de onda w é atribuído ao caminho óptico l e 0 caso contrário.

$\mathbf{1}$ é o vetor unitário, $[1, 1, \dots, 1]$.

A função objetivo adotada é a de minimização do número de comprimentos de onda, sendo considerado como equivalente à minimização do número de transceptores. O modelo a seguir fornece uma solução para o TGP e RWA.

$$\text{Minimize: } \sum_{w \in W, l \in L} y_{l,w} \quad (2.33)$$

Restrições:

$$Ax_d = u_d \quad d \in D \quad (2.34)$$

$$By_w \leq \mathbf{1} \quad w \in W \quad (2.35)$$

$$\sum_{d \in D} s_d x_{l,d} \leq C \sum_{w \in W} y_{l,w} \quad l \in L \quad (2.36)$$

Descrição das restrições:

- A equação 2.34 garante que um caminho óptico selecionado para atender uma demanda d , constitui um caminho que inicia no nó origem de d e termina no nó de destino de d .
- A expressão 2.35 implica que cada caminho óptico terá um único comprimento de onda.
- A expressão 2.36 restringe a capacidade do caminho óptico l .

Para o mesmo problema, porém sem a atribuição dos comprimento de onda, é ainda definido o vetor $t = [t_l]_{l \in L}$, onde t_l é a quantidade de comprimento de onda necessários no caminho óptico $l \in L$. As expressões desta formulação são apresentadas como:

$$\text{Minimize: } \sum_{l \in L} t_l \quad (2.37)$$

Restrições:

$$Ax_d = u_d \quad d \in D \quad (2.38)$$

$$Bt \leq |W|\mathbf{1} \quad (2.39)$$

$$\sum_{d \in D} s_d x_{l,d} \leq Ct_l \quad l \in L \quad (2.40)$$

Note que segundo as definições feitas no trabalho, cada caminho óptico l foi tratado como uma conexão, sendo que a escolha e o roteamento destes caminhos foram assumidos como previamente resolvidos. Para apresentar resultado para redes de grande porte (redes com mais de 40 nós) foi usado um número reduzido de demandas (uma matriz de tráfego esparsa).

Por fim, os modelos aqui apresentados permitem uma maior compreensão do TGP e servem como comparação com os modelos propostos no próximo capítulo.

Vale lembrar que a proposição dos novos modelos é motivada pela dificuldade de se adaptar um dos modelos existentes na literatura aos estudos desenvolvidos no restante do trabalho. Essas dificuldades podem ser enumeradas basicamente pela grande complexidade dos modelos, que impossibilitam a investigação de redes maiores e também pela dificuldade de reprodução de resultados.

Capítulo 3

Modelos ILP para o Problema de *Grooming* de Tráfego

Neste capítulo são propostos dois modelos ILP para o problema de *grooming* de tráfego juntamente com a atribuição dos comprimentos de onda. Adicionalmente, são apresentados alguns estudos de casos relacionados a esse problema, por exemplo, restrições específicas para o roteamento de uma rede multi-anel. Como resultados numéricos são apresentadas comparações entre os modelos propostos.

3.1 Introdução

O TGP, como já mencionado, é definido na literatura como o problema de combinar demandas de tráfego de baixa velocidade em canais de alta capacidade [HU 04]. Para isso, são utilizadas as técnicas de multiplexação existentes nas redes ópticas. As propostas para encontrar soluções para o TGP são divididas basicamente em dois métodos: pela solução de modelos matemáticos (usando formulações ILP - *integer linear programming* e MILP - *mixed integer linear programming*) e heurísticas. Neste capítulo são propostos dois modelos ILP com o intuito de encontrar soluções para tal problema, incluindo alguns estudos de casos. A proposição de novos modelos, que são usados como base para os estudos realizados no restante do trabalho, é motivada pelos seguintes fatos: alguns dos trabalhos encontrados na literatura apresentam resultados numéricos dos modelos impossíveis de serem reproduzidos, por não apresentarem a topologia investigada ou a matriz de demandas, [JAE 07, HU 04]; há trabalhos onde os modelos propostos são usados apenas como uma formalização

ilustrativa do problema investigado [COX 01, DUT 02a]; e encontram-se ainda formulações, que apesar de serem relativamente completas, são incapazes de resolver, em tempo viável, redes com mais de 8 nós [ZHU 02].

3.1.1 Trabalhos Relacionados e Contribuições

A primeira formalização para o TGP usando modelos matemáticos, segundo seus autores, foi proposto em [MUK 01]. Nesse trabalho são apresentados dois modelos ILPs para redes em anel usando tecnologia SONET/SDH, onde ambos os modelos têm como funções objetivo a minimização do número de ADMs. Também minimizando os custos de instalação de uma rede em anel, porém de forma indireta, os modelos propostos em [DUT 01, DUT 02b] buscam minimizar o número de caminhos ópticos instalados. Como mencionado, devido ao crescimento das redes ópticas, os trabalhos mais atuais consideram redes com topologias em malha e/ou em multi-anel. Como exemplo de modelos tratando do TGP para redes em malhas pode-se citar os modelos em [ZHU 02, DUT 02a, HU 04], apresentados e discutidos no capítulo anterior. Dentre os trabalhos tratando de topologia multi-anel, pode-se destacar [WAN 02, FAR 02], que discutem diferentes arquiteturas de nós para interconexão de anéis. Comparando as topologias em malha e multi-anel tem-se [BOW 05] e [BIN 00], onde o primeiro apresenta um estudo analítico dos custos dessas duas topologias e o segundo propõe modelos ILPs para a sobrevivência em redes ópticas totalmente transparentes.

Segundo [DUT 02a], o problema de encaminhamento do tráfego nas redes ópticas, na sua forma completa, é a solução em conjunto dos seguintes sub-problemas: o VTD, para a escolha dos caminhos ópticos entre os nós; o RWA, para o roteamento e atribuição dos comprimentos de onda aos caminhos ópticos sobre os enlaces físicos; e o TGP para o roteamento das demandas de tráfego sobre os caminhos ópticos. Contudo, como visto em [ZHU 02], um modelo exato contemplando todas as restrições para este problema é inviável para redes reais. Assim, ao longo deste trabalho os problemas de TGP, RWA e VTD são investigados, ora independentes ora juntos. Por exemplo, neste capítulo são propostos modelos considerando o problema de TGP com e sem a alocação dos comprimentos de onda, já no Capítulo 4 é proposta uma solução híbrida para a configuração de uma rede óptica, dentro do escopo do VTD, RWA e TGP.

Este capítulo se propõe a estudar as técnicas de modelamento para o problema do projeto das redes ópticas, em especial o TGP. Para isso são propostos dois modelos ILP para o TGP com atribuição de comprimentos de onda: usando os paradigmas de formulação de redes nó-arco (NA) e arco-caminho (AC). Junto dos modelos também são apresentadas adaptações para alguns estudos de caso. Por exemplo, modelos contemplando apenas o TGP (sem atribuição de comprimento de onda), que podem ser usado para redes maiores, e restrições de roteamento, usadas para comparar redes com topologia em malha e multi-anel. Nos resultados numéricos, além da análise dos vários cenários de rede, é mostrado o tipo de modelo que melhor se adapta para cada um desses cenários. Adicionalmente, tais observações já indicam qual formulação é usada em cada estudo (capítulo) no restante deste trabalho.

3.2 Modelos ILP para o Problema de *Grooming* de Tráfego

Nesta seção são apresentados os dois modelos de programação linear inteira, com as formulações nó-arco e arco-caminho. Ambos considerando as mesmas restrições, porém, com as devidas alterações nas variáveis para assimilar as diferentes formulações do problema.

3.2.1 Formulação Nó-Arco (NA)

A Figura 3.1 ilustra algumas possibilidades do *grooming* de tráfego em um nó. Nessa figura são representados: o tráfego destinado ao nó i , o tráfego gerado por ele, e o tráfego processado no nó. A fibra de entrada e saída possui três comprimentos de onda, que por sua vez podem suportar várias demandas de baixa velocidade. Note que o nó i retira da rede todo o tráfego destinado a ele (representado por $d = i$) e adiciona o tráfego gerado por ele (representado por $s = i$). A agregação de tráfego, que caracteriza o problema de *grooming* de tráfego, pode ser observada nos comprimentos de onda 1 e 2, de entrada e saída do nó, e é explicitado pelas variáveis $C_{ij,1}^{sd}$ e $X_{ij,1}$, descritas posteriormente.

Notação matemática utilizada no modelo:

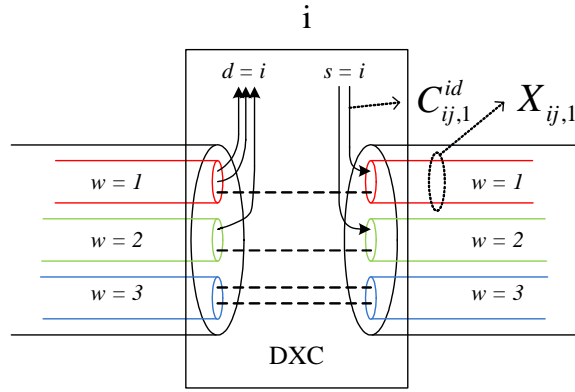


Figura 3.1: Ilustração para o *grooming* de tráfego no nó i

i e j são nós adjacentes da rede, ligados por uma conexão bidirecional representada por ij e ji . Para o caso das redes opacas, tratado neste capítulo, ij e ji representam um par de fibras entre os nós i e j . Contudo, o modelo pode ser facilmente estendido para redes com múltiplos pares de fibras, bastando para isso a inserção de um novo índice para a diferenciação dos pares de fibras.

s e d são, respectivamente, os nós de origem e destino de uma demanda.

w é um comprimento de onda pertencente ao conjunto W .

Dados do problema:

$E[i][j]$: representa a matriz de adjacências, descrevendo as ligações de uma topologia física.

$|N|$ número de nós da rede, ou seja, a quantidade de elementos de conjunto N .

$|W|$ número máximo de comprimentos de onda suportado por um enlace.

$\text{traf}[s][d]$: representa a matriz de tráfego, onde o elemento da linha s e coluna d representa a demanda de tráfego com origem em s e destino em d .

C quantidade máxima de tráfego transportado por um comprimento de onda.

Variáveis:

$X_{ij,w}$ é a quantidade de tráfego no enlace ij sobre o comprimento de onda w (representado na Figura 3.1).

$XB_{ij,w}$ é uma variável binária igual a 1, se o comprimento de onda w é usado no enlace ij , e zero caso contrário. Esta variável é usada para contabilizar a existência do comprimento de onda no enlace ij .

$C_{ij,w}^{sd}$ é a quantidade de tráfego no comprimento de onda w do enlace ij , o qual tem como origem e destino o par sd (representado na Figura 3.1).

$D_{sd,w}$ é a fração da demanda de tráfego ($\text{traf}[s][d]$) sobre o comprimento de onda w .

OEO_i variável com o número de conversões óptico-eletrônico-óptico (transceptores) em cada nó i .

Tendo já definidas as variáveis $C_{ij,w}^{sd}$ e $X_{ij,w}$, pode-se voltar a Figura 3.1 para a visualização da utilização dessas variáveis. Note que $X_{ij,1}$ (a quantidade de tráfego no enlace ij sobre o comprimento de onda 1) recebe tráfego de duas origens, uma demanda proveniente do comprimento de onda 1 e que é processada eletronicamente para ser agregada a outra proveniente do nó i . Como aqui $i = s$, esta demanda é apresentada por $C_{ij,1}^{id}$.

Funções objetivo: Dentro do contexto de minimização de custos existem várias abordagens, como, por exemplo, a minimização de caminhos ópticos em uma topologia virtual ou a minimização de comprimentos de onda em uma rede opaca. Neste trabalho são consideradas as seguintes funções objetivo: i) minimizar o número total de transceptores (3.1); ii) e minimizar a quantidade de transceptores no pior caso, i.e., o nó com o maior número de transceptores (3.2).

$$\min : \sum_i OEO_i \quad (3.1)$$

$$\min : \max\{OEO_i\} \quad (3.2)$$

Restrições:

$$C \times XB_{ij,w} \geq X_{ij,w}, \forall i, j, w; \text{ E}[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.3)$$

$$\sum_{sd} C_{ij,w}^{sd} = X_{ij,w}, \forall i, j, w; \text{ E}[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.4)$$

$$\sum_w D_{sd,w} = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (3.5)$$

$$\sum_j C_{ij,w}^{sd} - \sum_j C_{ji,w}^{sd} = \begin{cases} D_{sd,w} & \text{se } i = s \\ -D_{sd,w} & \text{se } i = d \\ \text{zero} & \text{se } i \neq s \text{ e } i \neq d \end{cases} \quad (3.6)$$

$\forall s, d, i, w; s \neq d \text{ e } w \in W$

$$\sum_j \sum_w XB_{ij,w} = OEO_i, \forall i \quad (3.7)$$

$$X_{ij,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.8)$$

$$C_{ij,w}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, i, j, w; s \neq d, E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.9)$$

$$D_{sd,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, w; s \neq d \text{ e } w \in W \quad (3.10)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (3.11)$$

$$XB_{ij,w} \in \{0, 1\}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.12)$$

Descrição do modelo matemático:

Esse modelo tem como função objetivo a minimização do número de transceptores e assim, pela restrição (3.7), reduzindo também o número de comprimentos de onda usados nos enlaces, representado pela variável $XB_{ij,w}$. A expressão (3.3) indica que caso exista algum tráfego sendo roteado pelo comprimento de onda w no enlace ij , representado por $X_{ij,w}$, obrigatoriamente a variável $XB_{ij,w}$ deve assumir o valor 1. Assim, tal expressão é usada para estabelecer a relação entre as variáveis $X_{ij,w}$ e $XB_{ij,w}$. Além disso, como C é o parâmetro indicando a capacidade do comprimento de onda, a restrição (3.3) também assegura que a quantidade de tráfego em um comprimento de onda não excederá a capacidade do mesmo.

A expressão (3.4) pode ser chamada de restrição de *grooming* de tráfego. A somatória de $C_{ij,w}^{sd}$ sobre sd indica que todas as demandas que tiverem alguma fração de tráfego sendo roteado pelo comprimento de onda w e enlace ij são agregadas e atribuídas à variável $X_{ij,w}$. Assim, essa restrição permite o agrupamento de tráfego, que é um dos principais objetivos do *grooming* de tráfego.

A restrição (3.5) permite que uma demanda de tráfego seja fracionada e roteada

usando mais de um comprimento de onda. Adicionalmente, tal restrição assegura que a demanda de tráfego sd sobre todos os comprimentos de onda será igual a demanda da tráfego ($\text{traf}[s][d]$), garantindo que todo tráfego é atendido.

Nas equações (3.6) tem-se a clássica restrição de conservação de fluxo. A diferença entre as somatória, do lado esquerdo da igualdade, indica a quantidade de tráfego de todas as demandas sd , que está entrando ou saindo de um determinado nó i . Caso i seja igual a s , a somatória de todo tráfego entrando ou saindo de s deve ser igual à fração dessa demanda distribuída em cada comprimento de onda. Caso o nó não seja nem origem e nem destino da demanda, então a somatória das parcelas de tráfego deve ser igual a zero, pois o tráfego é apenas de passagem nesse nó. Para o caso de i ser igual à d , então a explicação é análoga ao caso de $i = s$, porém, a demanda aqui recebe o sinal negativo, que dá um sentido ao fluxo do tráfego. Assim, assegura-se que toda demanda é inserida na rede apenas no nó de origem e retirado apenas no nó de destino.

Na restrição (3.7), as somatórias de $XB_{ij,w}$ em j e w indicam a quantidade de canais usados para interligar o nó i à todos os outros nós fisicamente adjacentes. Assim essa restrição é usada para contabilizar o número de transceptores existentes no nó i .

As expressões (3.8), (3.9), (3.10) e (3.11) representam as restrições de não-negatividade e integralidade das variáveis $X_{ij,w}$, $C_{ij,w}^{sd}$, $D_{sd,w}$ e OEO_i , respectivamente. A restrição (3.12) garante que a variável $XB_{ij,w}$ é binária.

3.2.2 Formulação Arco-Caminhos (AC)

Outra forma de representar o mesmo problema relaciona um caminho entre um par de nós fonte e destino aos enlaces usados por esse caminho, formulação AC . Como esta representação admite o conjunto de caminhos possíveis como um dado de entrada, é necessário um esforço adicional de implementação para calcular tais caminhos e relacioná-los aos enlaces usados. Sendo assim, além dos dados de entrada já definidos, aqui são necessários os seguintes elementos:

Dados do Problema:

R^{sd} conjunto com as rotas entre um par sd . Neste trabalho, as palavras “rota” e

“caminho” são tratados como sinônimos.

r índice que identifica uma rota ($r \in R^{sd}$).

$\delta_{ij,r}^{sd}$ parâmetro que relaciona os enlaces aos candidatos a caminho para cada demanda. Assume 1 se o enlace ij é usado pela rota r para transmitir a demanda de tráfego sd , e 0 caso contrário. Esse parâmetro é obtido através de um algoritmo que calcula e indexa as k rotas com o menor número de saltos entre todos os pares de nós. Existem na literatura vários algoritmos capazes de calcular esse conjunto de rotas. Neste trabalho, foi utilizado o Algoritmo de Yen [YEN 71].

Além dos parâmetros já mencionados, no próximo modelo deve ser retirada a variável $D_{sd,w}$ e inserida uma nova variável de configuração da rede, definida a seguir:

Variáveis

C_r^{sd} é a quantidade de tráfego que tem como origem e destino o par de nós sd e é transmitida através da rota r .

Observe que C_r^{sd} substitui a variável de fluxo $C_{ij,w}^{sd}$. Além disso, como a variável $D_{sd,w}$ está diretamente relacionada à conservação do fluxo na restrição 3.6, que não é usada no próximo modelo.

Serão usadas como funções objetivo as expressões (3.1) e (3.2), respectivamente, assim como no modelo anterior.

$$\min : \sum_i OEO_i$$

$$\min : \max\{OEO_i\}$$

Restrições: Note que as duas primeiras restrições já foram definidas no modelo NA, em 3.3 e 3.7, respectivamente.

$$C \times XB_{ij,w} \geq X_{ij,w}, \forall : i, j, w; E[z][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.13)$$

$$\sum_j \sum_w XB_{ij,w} = OEO_i, \forall i \quad (3.14)$$

$$\sum_r C_r^{sd} = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (3.15)$$

$$\sum_{sd} \sum_r \delta_{ij,r}^{sd} \times C_r^{sd} = \sum_w X_{ij,w}, \forall i, j; E[i][j]=1 \quad (3.16)$$

$$X_{ij,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.17)$$

$$C_{r,w}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, r, w; s \neq d, r \in R_{sd} \text{ e } w \in W \quad (3.18)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (3.19)$$

$$XB_{ij,w} \in \{0, 1\}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (3.20)$$

Descrição do modelo matemático:

Note que as duas primeiras restrições, (3.13) e (3.14), são equivalente às restrições (3.3) e (3.7), respectivamente. Ainda comparando com o modelo *NA*, tem-se que as restrições (3.4) e (3.5) são substituídas respectivamente por (3.16) e (3.15). Como o tipo de formulação *AC* possui as possíveis rotas pré-computadas, não existe a necessidade do uso de restrições para assegurar a continuidade de fluxo.

A equação (3.15) mostra que a somatória das partes de uma demanda *sd* para todas as rotas, deve ser igual à demanda de tráfego *sd*. Isto assegura que todo o tráfego é atendido. Porém, diferente do que foi feito no modelo *NA*, no modelo *AC* a divisão da demanda é feita primeiramente nas diferentes rotas, pela restrição (3.15), e em seguida nos comprimentos de onda, com a restrição (3.16).

A equação (3.16) é análoga à restrição (3.4), que possibilita o agrupamento de tráfego nos comprimentos de onda. Na restrição (3.16), para cada enlace *ij*, o parâmetro de entrada $\delta_{ij,r}^{sd}$ seleciona as rotas das demandas que agregam tráfego no enlace *ij*, distribuindo, assim, essas demandas nos comprimentos de onda.

O conjunto de restrições (3.17), (3.18) e (3.19) asseguram a não negatividade e integralidade das variáveis $C_{r,w}^{sd}$, $X_{ij,w}$ e OEO_i , respectivamente, e a restrição (3.20) garante que $XB_{ij,w}$ é uma variável binária.

3.3 Estudo de Casos

Nesta seção é apresentado um conjunto de variáveis e restrições que podem ser adicionadas aos modelos, adaptando-os ao estudo de diferentes casos. Tais restrições incluem condições específicas de roteamento e atribuição de comprimentos de onda, como mostrado a seguir.

3.3.1 Modelos sem a Atribuição dos Comprimentos de Onda

A atribuição dos comprimentos de onda é uma das partes fundamentais para um projeto de redes ópticas com tecnologia WDM. Tal restrição aumenta consideravelmente a complexidade dos modelos limitando a escalabilidade dos mesmos. Porém, assumindo que todos os nós da rede são dotados de equipamentos para o processamento eletrônico do tráfego, constituindo uma rede opaca, o problema da atribuição de comprimentos de onda fica restrita a cada enlace individualmente. Essa característica permite uma simplificação do modelo, tal que a atribuição dos comprimentos de onda possa ser realizada por um algoritmo externo ao modelo. A seguir é apresentada uma implementação dos modelos em uma forma simplificada, com a relaxação da atribuição dos comprimentos de onda, onde as versões simplificadas dos modelos NA e AC , são chamadas rNA e rAC , respectivamente.

Variáveis:

X_{ij} é a quantidade de tráfego no enlace ij .

C_{ij}^{sd} é a quantidade de tráfego do enlace ij que tem como origem o nó s e destino o nó d .

Função Objetivo: Os modelos rNA e rAC , assim como as formulações NA e AC , também tratam do projeto de redes ópticas. Portanto, a minimização do número de transceptores continua a ser o objetivo, sendo este representado pelas expressões (3.1) e (3.2), apresentadas a seguir.

$$\min : \sum_i OEO_i$$

$$\min : \max\{OEO_i\}$$

Restrições: Para o modelo rNA .

$$\sum_{sd} C_{ij}^{sd} = X_{ij}, \forall i, j; E[i][j]=1 \quad (3.21)$$

$$\sum_j C_{ij}^{sd} - \sum_j C_{ji}^{sd} = \begin{cases} \text{traf}[s][d] & \text{para } i = s \\ - \text{traf}[s][d] & \text{para } i = d \\ \text{zero} & \text{se } i \neq s \text{ e } i \neq d \end{cases} \quad \forall s, d, i; s \neq d \quad (3.22)$$

$$OEO_i \geq \frac{\sum_j X_{ij}}{C}, \forall i \quad (3.23)$$

$$X_{ij}, OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j; E[i][j]=1 \quad (3.24)$$

$$C_{ij}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d; s \neq d \quad (3.25)$$

Descrição do modelo matemático:

As expressões (3.21) e (3.22) são análogas às restrições (3.4) (de agregação de tráfego) e (3.6) (de conservação de fluxo), respectivamente. Porém, como nesse modelo não há atribuição de comprimento de onda, as restrições (3.21) e (3.22) dispensam o índice w de identificação de comprimento de onda. Adicionalmente, na restrição (3.22) também não aparece a divisão do tráfego nos comprimentos de onda, realizado no modelo NA pela variáveis $D_{sd,w}$.

Nesse modelo não existe um variável específica para a contagem do número de transceptores por nó, como ocorre no modelo NA . Assim, a inequação (3.23) estima o número de transceptores necessários em um nó, dividindo a quantidade de tráfego passando do nó i para todos os nós fisicamente adjacentes pela capacidade do comprimento de onda, C .

As restrições (3.24) e (3.25) expressam as condições de não-negatividade e integralidade das variáveis do modelo.

Da mesma forma, segue a implementação simplificada do modelo rAC . Todas as variáveis usadas nesse modelo já foram anteriormente definidas e as restrições 3.26 e 3.27 são equivalentes às restrições 3.15 e 3.23, respectivamente. A única restrição inserida nesse modelo é a (3.28), que é análoga à (3.16), porém, sem atribuição de comprimentos de onda aos enlaces.

$$\sum_r C_r^{sd} = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (3.26)$$

$$OEO_i \geq \frac{\sum_j X_{ij}}{C}, \forall i \quad (3.27)$$

$$\sum_{sd} \sum_r \delta_{ij,r}^{sd} \times C_r^{sd} = X_{ij}, \forall i, j \text{ E}[i][j]=1 \quad (3.28)$$

Considerando um cenário de rede opaca, a atribuição do comprimento de onda não influencia nos resultados de um modelo ótimo que minimiza o número de transceptores, como é mostrado nos resultados. Porém, para completar o projeto da rede, é necessário atribuir os comprimentos de onda às variáveis de roteamento das conexões, C_{ij}^{sd} e C_r^{sd} , nos modelos rNA e rAC , respectivamente. Assim para etapa de atribuição dos comprimentos de onda às rotas, tem-se na literatura uma grande quantidade de publicações apresentando algoritmos de RWA [PIO 04].

3.3.2 Roteamento para Topologia Multi-Anel

Controlando o roteamento, pode-se selecionar rotas específicas para uma determinada demanda sd , atendendo a restrições de qualidade de serviço ou de gerenciamento da rede. Um caso clássico de gerenciamento de redes é o das redes com topologia multi-anel, que diferem das redes em malha apenas pelo roteamento. Enquanto uma rede em malha tem total liberdade para rotear uma demanda usando qualquer enlace disponível, nas redes multi-anel as demandas são divididas entre intra-anel, quando a fonte e destino de uma demanda pertencem ao mesmo anel, e inter-anel, quando a fonte e destino estão em anéis diferentes, obedecendo às seguintes restrições de roteamento: i) o caminho usado por uma demanda intra-anel não deve deixar o anel que contém os nós fonte e destino; ii) uma demanda inter-anel deve ser roteada de forma a passar pelo menor número de anéis possível [C.R 08]. Assim, limitando as possibilidades de rotas para cada demanda, nota-se

que tais restrições de caminho podem facilitar o gerenciamento da rede e reduzir o consumo de recursos. A Figura 3.2 ilustra uma rede multi-anel onde (a) representa a conexão entre os nós e (b) a interconexão dos anéis. Vale ainda mencionar que a estrutura de interconexão dos anéis para este exemplo é feita por dois nós, conhecida com *dual node interconnection* (DNI) [VAS 04]. Contudo, esta característica e sua importância são devidamente discutidas no Capítulo 6, referente a aspectos de proteção e restauração das redes ópticas.

Para um estudo das redes multi-anel, basta inserir algumas restrições às variáveis de roteamento de cada modelo, $C_{ij,w}^{sd}$ para NA e C_r^{sd} para AC . Como no modelo AC cada rota r é pré-computada, para preencher os valores dos dados de entrada $\delta_{ij,r}^{sd}$ basta incluir as restrições descritas anteriormente na função que relaciona as rotas aos enlaces. Isto é, se o caminho não pertence ao conjunto das rotas possíveis da topologia multi-anel para um par fonte e destino, deve-se atribuir 0 à $\delta_{ij,r}^{sd}$ para todo ij . Por outro lado, para o modelo NA quando um determinado enlace ij não pertence ao conjunto de enlaces disponíveis para uma demanda sd , devido à uma restrição imposta pela topologia multi-anel, deve-se assumir $C_{ij,w}^{sd} = 0$ para todo w . Desta forma, os modelos são facilmente adaptáveis ao estudo das redes multi-anel.

3.4 Resultados Numéricos Comparativos

Nesta seção, são apresentados resultados numéricos para os modelos até agora propostos, usando para isso três topologias diferentes, com 6, 13 e 14 nós, representadas respectivamente pelas Figuras 3.3 (a), 3.2 (a) e 3.3 (b). O *software* usado para solucionar os modelos matemáticos de programação linear inteira foi o CPLEX 9.0 [cpl], computando cada exemplo em um computador Duo Core 1,62Ghz com 2GB RAM. Como o problema tratado por esse estudo é NP-Completo, foi arbitrado um limite de tempo de 24 horas de processamento. Note que os modelos usando a estratégia que indexa os enlaces aos caminhos exigem um pré-processamento das rotas, porém, o tempo desse pré-processamento é insignificante e não influencia os resultados obtidos. Foram interrompidos todos os exemplos em que o processo de otimização excedeu este tempo de processamento, apresentando o resultado junto com o *gap* indicado pelo *software*. O *gap* dado pelo *software* é definido como $(superior - inferior)/inferior$, tal que *superior* e *inferior* são os limites da solução primal

e dual, respectivamente [RAA 07].

Em todas as simulações apresentadas, é assumido que cada comprimento de onda é capaz de transportar 64 unidades de tráfego com uma granularidade de uma unidade de tráfego. As Tabelas A.1, A.4 e A.5, no Anexo, apresentam as matrizes de tráfego que devem ser atendidas sobre as redes de 6, 13 e 14 nós. Essa matriz foi gerada por um algoritmo que atribui demandas de 16, 32, 48 e 64 unidades de tráfego com respectivamente 45%, 30%, 20% e 5% de probabilidade, tendo tais demandas e probabilidades sido escolhidas arbitrariamente. Esse algoritmo também foi usado para gerar as matrizes de tráfego para as outras topologias estudadas.

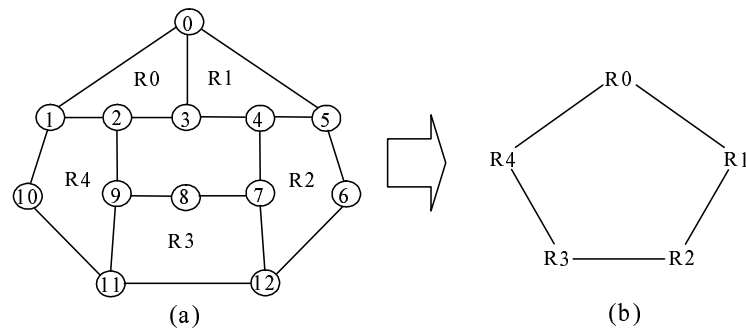


Figura 3.2: (a) topologia de rede com 13 nós; (b) grafo auxiliar representando a interconexão entre os anéis.

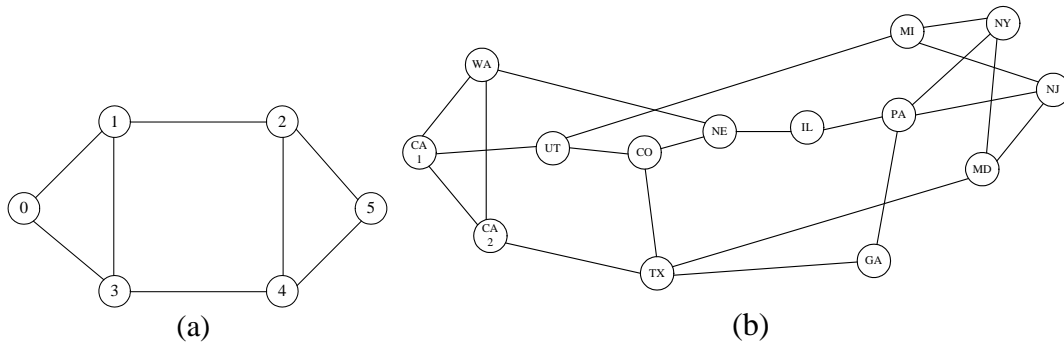


Figura 3.3: Topologias das redes de 6 nós (a) e NSF-Net (b), adaptadas de [ZHU 02] e [YE 03], respectivamente.

As Figuras 3.4, 3.5, 3.6 e 3.7 apresentam os resultados obtidos pelos modelos *NA* e *AC* e suas relaxações, com as funções objetivo (3.1) e (3.2) representadas pelos índices 1 e 2, respectivamente. Para cada instância (modelo e funções objetivo) os resultados apresentam como métricas o número total de transceptores (OEOs) necessários à rede em (a) e o número de transceptores no nó mais carregado em (b), para cada modelo e função objetivo. Assim, note que o eixo das ordenadas das Figuras 3.4-3.7 (a) coincide com a função objetivo que minimiza o número total

de transceptores, instância NA^1 , AC^1 , rNA^1 e rAC^1 . Porém, para comparação, nessas figuras também são apresentados o total de transceptores da rede obtidos pelos modelos que minimizando o min-max. Analogamente, tem-se que a instância de minimização do pior caso, com índice 2, tem a função objetivo coincidindo com o eixo das ordenadas nas Figuras 3.4-3.7 (b).

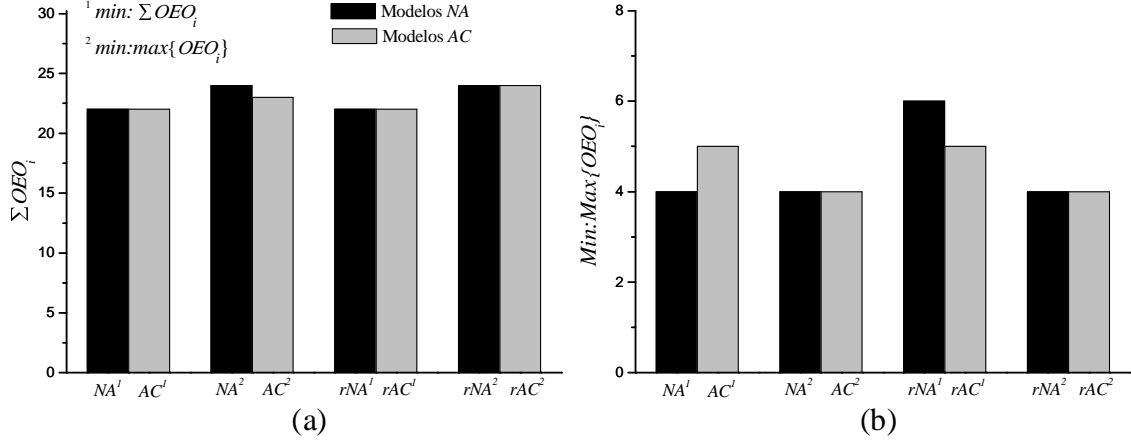


Figura 3.4: Resultados obtidos para a rede com 6 nós usando como métricas, (a) a soma total e (b) o min-max do número de OEOs.

Um resultado esperado, que pode ser constatado na Figura 3.4 (a), é o fato de os modelos com a função objetivo (3.1) (NA^1 , AC^1 , rNA^1 e rAC^1) encontrarem um número total de OEOs menor que os obtidos pelas funções objetivo (3.2) (NA^2 , AC^2 , rNA^2 e rAC^2). Por outro lado, quando analisado como métrica o valor do min-max encontrado por cada instância, tem-se que a função objetivo (3.2) obtém valores inferiores aos da função (3.1). Esses resultados mostram que, para um cenário de redes ópticas, um método de otimização usando como função objetivo a redução global de custos, produz configurações onde o tráfego está mal distribuído na rede, ou seja, uma rede desbalanceada. Por outro lado, o método de otimização usando o min-max gera um cenário de rede mais balanceada, porém, como esse método se preocupa apenas com o pior caso e não com o global, ele produz uma configuração com um número maior de transceptores. Comparando a Figura 3.4 (a) e (b), nota-se que houve ainda um caso onde o modelo NA^1 , que utiliza a função objetivo (3.1), encontrou o mesmo valor do min-max que as instâncias otimizadas para a função objetivo (3.2). Essa exceção é devido ao reduzido tamanho da rede estudada, pois nas instâncias maiores não foram encontrados casos como este, ao contrário, essa diferença tornou-se mais nítida.

Como ilustração das possibilidades de roteamento nas estratégias de formulação,

são apresentados na Tabela 3.1 os resultados das rotas da demanda 1-4 obtidos por NA^2 e AC^1 , para a topologia apresentada na Figura 3.3 (a). Como já foi mencionado, ambos os modelos possuem a capacidade de particionar o tráfego no nó de origem. No exemplo de NA^2 , as partições usaram comprimentos de onda diferentes, onde a conexão seguindo pela rota 1-3-4 usou o comprimento de onda 1 e a conexão passando por 1-0-3-4 usou o comprimento de onda 2. O modelo AC^1 , por sua vez, roteou essa demanda pelos caminhos 1-2-4 e 1-3-4, ambos usando o comprimento de onda 1, como mostra o exemplo da Tabela 3.1.

Tabela 3.1: Resultados comparativos para a rede de 6 nós

modelos	demanda	caminho	quantidade de tráfego	comprimentos de onda utilizados
NA^2	1-4	(1,3),(3,4)	16	1
		(1,0),(0,3),(3,4)	16	2
AC^1	1-4	(1,2),(2,4)	16	1
		(1,3),(3,4)	16	1

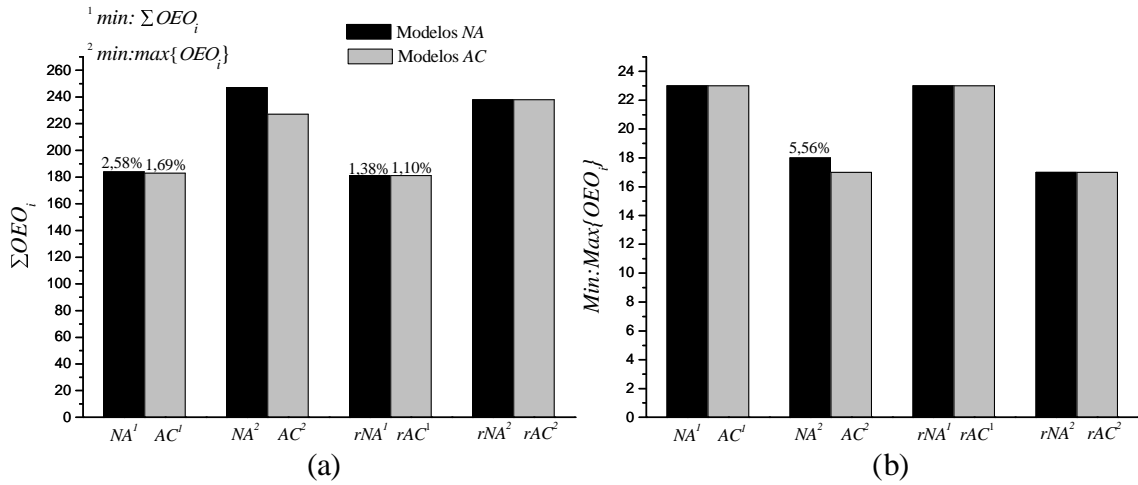


Figura 3.5: Resultados obtidos para a rede NSF-Net usando como métricas, (a) a soma total e (b) o min-max do número de OEOs.

A Figura 3.5 apresenta resultados para a rede NSF-Net. Como primeira observação, nota-se que os modelos que usam a expressão (3.1) não atingiram o valor ótimo após 24 horas de processamento. Assim, conclui-se que modelos usando tal função objetivo são computacionalmente mais custosos, em relação ao número total de transceptores, do que os modelos usando a expressão (3.2). Adicionalmente, os modelos usando a estratégia de formulação que relaciona os nós aos enlaces

(NA) também tem uma complexidade computacional maior do que as formulações (AC), como é observado comparando o *gap* dos modelos NA^2 e AC^2 na Figura 3.5 (b). Outro indício dessa diferença no custo computacional dos dois métodos de formulação pode ser observado comparando NA^1 e AC^1 na Figura 3.5 (a), onde tem-se que NA^1 encontrou 184 conversões óptico-eletrônico-óptico, enquanto AC^1 encontrou 183. Porém, o primeiro, após 24 horas de processamento, foi interrompido com um *gap* de 2,58% e o segundo com 1,69%. O *gap* apresentado por NA^2 na Figura 3.5 (b) também justifica o fato de NA^2 encontrar o valor do min-max maior do que AC^2 na Figura 3.5 (b). O problema do desbalanceamento das redes otimizadas com a função objetivo 3.1 acentua-se na rede NSF-Net, em comparação com a rede de 6 nós, pois os modelos usando a expressão (3.1) como função objetivo encontraram, no pior caso, 23 OEOs e uma quantidade total de aproximadamente 180 OEOs. Enquanto os modelos usando o min-max como função objetivo encontraram, no pior caso, 17 OEOs e aproximadamente 240 OEOs no total. Comparando os modelos NA e AC com suas relaxações, tem-se como diferença apenas a atribuição dos comprimentos de onda. Assim, como essa atribuição não influencia na minimização do número de OEOs, no cenário de rede adotado, o resultado ótimo das relaxações são os mesmos encontrados pelos modelos originais (NA e AC). Porém, por ter um menor número de variáveis as relaxações possuem um custo computacional menor, como é observado no *gap* dos modelos NA^1 , AC^1 , rNA^1 e rAC^1 na Figura 3.5 (a). Cabe destacar que o uso do *gap* como parâmetro para comparar o custo computacional, só é válido para comparação entre modelos usando a mesma função objetivo. Como por exemplo, o fato dos *gaps* de NE^2 e NE^1 serem 5,56% e 2,58%, respectivamente, não significa que NE^2 possui uma complexidade computacional maior que NE^1 .

As Figuras 3.6 e 3.7 mostram os resultados obtidos para a rede de 13 nós considerando o roteamento em malha e multi-anel, respectivamente. A análise comparativa entre redes em malha e multi-anel tem atraído recentes trabalhos na área de projeto de redes ópticas [BOW 05], pois o crescimento das redes em anel levou à interconexão destas topologias. Assim, faz-se necessário discutir qual é a melhor política para tratar o tráfego roteado por essas redes.

Os comentários feitos anteriormente, analisando o custo computacional das funções objetivo (3.1) e (3.2), e comparando as formulações NA e AC , continuam válidos para a rede de 13 nós considerada, tanto em malha quanto em multi-anel.

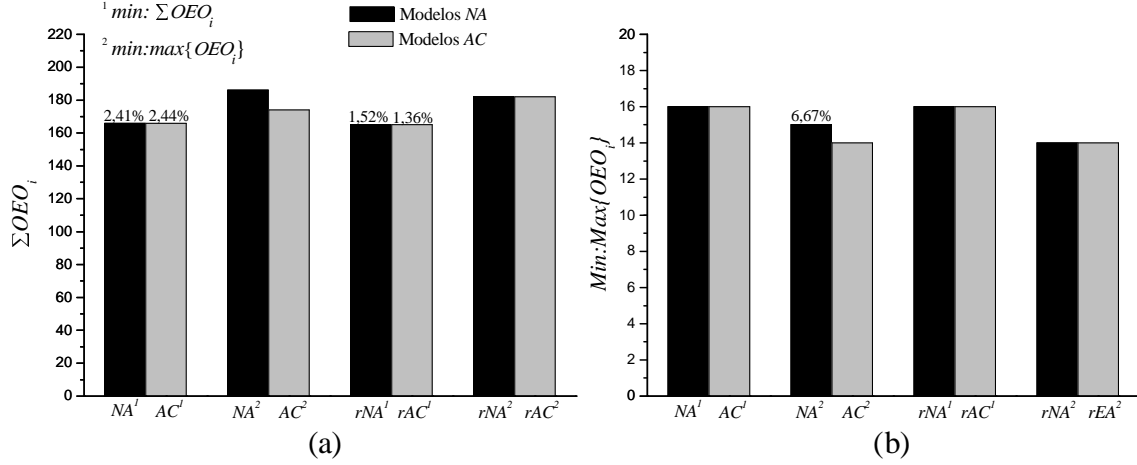


Figura 3.6: Resultados para rede com 13 nós com roteamento em malha, usando como métricas (a) a soma total e (b) o min-max do número de conversões Óptico-Eletrônico-Óptico

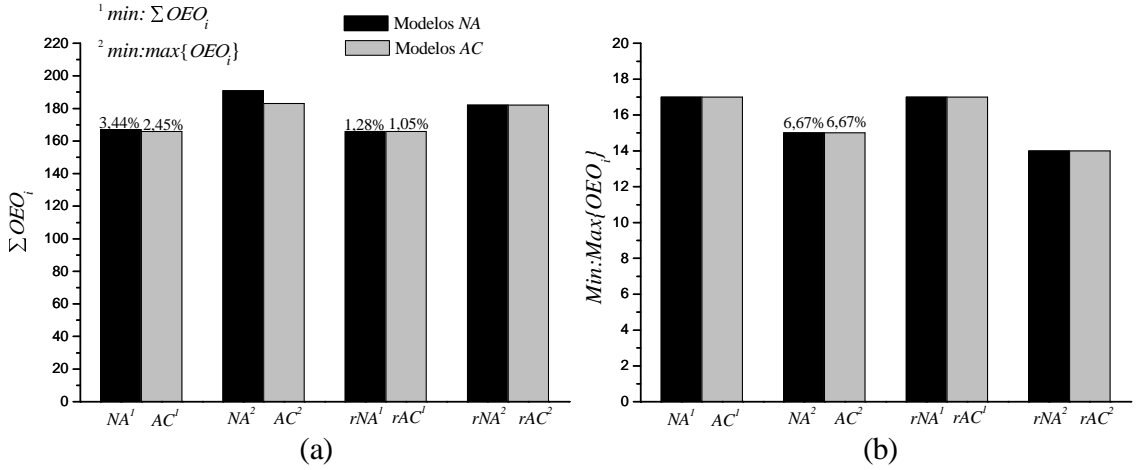


Figura 3.7: Resultados para rede com 13 nós com roteamento para multi-anel, usando como métricas (a) a soma total e (b) o min-max do número de conversões Óptico-Eletrônico-Óptico

Porém, comparando as estratégias de roteamento destacam-se algumas diferenças. Verifica-se que uma otimização global dos custos aplicados a uma rede multi-anel leva a uma configuração de rede ligeiramente desbalanceada, quando comparado com um roteamento em malha, pois no roteamento multi-anel, na Figura 3.7 (b), todas as formulações usando a função objetivo (3.1) encontraram 17 OEOs no pior caso, enquanto as mesmas formulações encontraram 16 OEOs para a rede em malha. Contudo, usando a expressão (3.2) como função objetivo encontrou-se 14 OEOs no min-max, para rNA^2 e rCA^2 como roteamento multi-anel e malha e AC^2 para malha e 15 para NA^2 e AC^2 em multi-anel e NA^2 em malha. Os casos onde se encontrou 15

OEOs, se devem ao fato de o processamento ter sido interrompido, como mostrado através do *gap* nas Figuras 3.6 (b) e 3.7 (b). Assim, para o projeto de redes ópticas, além dos custos de instalação da rede, devem ser considerados aspectos operacionais como o balanceamento da rede. Esta última métrica mencionada indica a diferença entre os enlaces de maior e menor uso, e está relacionado ao congestionamento [RAM 96], que minimiza o enlace com o maior uso. Com relação ao número total de OEOs, é relativamente difícil tirar conclusões definitivas devido ao *gap* apresentado em todos os casos. Contudo, aparentemente, o número de OEOs encontrado pelos modelos NA^1 e AC^1 será o mesmo para redes com topologia em malha e multi-anel.

3.5 Sumário

Neste capítulo são propostos dois métodos básicos para formulações de programação linear inteira envolvendo problemas de redes ópticas, além de um conjunto de estudo de casos tratando das características dessas redes, como, por exemplo, roteamento do tráfego. A análise numérica dos resultados conta com três topologias de redes, com 6, 13 e 14 nós, sendo que a rede de 13 nós foi analisada com roteamento em malha e multi-anel. Como o problema tratado nesse trabalho pertence à classe de problemas NP-Completo, nessa análise foi estipulado o limite de processamento de 24 horas. Caso o modelo não encontre o valor ótimo dentro desse período, o processo é interrompido, exibindo o resultado encontrado e o *gap*. Nos resultados numéricos foi analisada a diferença de complexidade computacional entre o uso das funções objetivo de minimização global e min-max. Os resultados ainda mostram que modelos com uma minimização global dos custos frequentemente produzem cenários de rede desbalanceados, enquanto que minimizações por min-max, apesar de produzirem configurações bem balanceadas, apresentam um grande número de transceptores quando comparados com uma minimização global. Assim, deve-se buscar soluções de compromisso em uma rede balanceada e com o custo global reduzido [FAR 00].

Como último resultado, foi comparado o roteamento em malha e multi-anel em uma mesma rede de 13 nós. Constatou-se que na rede multi-anel a otimização global, apesar de encontrar a mesma quantidade total de OEOs, produz uma configuração mais desbalanceada que as redes em malha. Ao passo que, usando min-max as duas

estratégias de roteamento são similares. Assim, em termos de custo de instalação, tem-se que as redes são similares. Embora intuitivamente, espera-se que as redes multi-anel tenham uma complexidade operacional menor, devido à setorização em sub-redes. Contudo, ainda se faz necessária uma investigação para comparar o custo operacional dessas redes de forma mais detalhada. Assim, sendo possível ponderar entre o custo total de instalação, o balanceamento da rede e os custos operacionais, para a escolha de uma política de roteamento.

Além desses resultados, ao longo dos capítulos existentes neste trabalho, cada novo modelo proposto utilizará uma das duas formas de modelamento, associando os nós aos enlaces ou os enlaces aos caminhos, exemplificados por *NA* e *AC*, respectivamente. A escolha da formulação usada depende das características do problema em estudo, como, por exemplo: os modelos propostos no Capítulo 4 são formulados associando os nós aos enlaces, pois o objetivo dos modelos é rotear o tráfego sobre um conjunto de caminhos ópticos, tendo o maior grau de liberdade possível; enquanto que nos modelos propostos para a proteção da interconexão de anel, apresentados no Capítulo 6, utilizam formulações que associam os enlaces aos caminhos, pois com a predefinição dos caminhos é possível controlar as rotas e reduzir consideravelmente o número de variáveis do modelo.

Capítulo 4

Solução Híbrida para Redes Translúcidas

No Capítulo 3, os modelos *NA* e *AC* foram propostos para os problemas de TGP e RWA, onde o tráfego foi acomodado sobre uma rede opaca (ou uma topologia virtual). Neste capítulo são propostos dois modelos, sendo um composto por duas formulações ILP e o outro contando com uma solução híbrida, que será chamado de modelo híbrido por contar com uma heurística e uma formulação ILP. Ambos para a solução de redes considerando as restrições do VTD, TGP e RWA. Adicionalmente, usando o modelo híbrido, os resultados numéricos apresentam uma investigação quantificando a redução do número de transceptores e do processamento eletrônico, com a inserção de caminhos ópticos em uma rede óptica translúcida.

4.1 Introdução

Com o objetivo de diferenciar o caminho óptico do enlace físico, este é aqui definido como uma conexão transparente com dois ou mais enlaces físicos. Esse caminho óptico, que por um lado possibilita uma economia do número de transceptores ao longo de uma conexão, também exige a instalação de um par transmissor/receptor e a ocupação de um comprimento de onda ao longo do caminho, que representa um custo adicional e um complicador para os modelos de otimização. Para uma rede com demandas de tráfego entre todos os nós, uma conexão direta entre cada par de nós pode gerar uma configuração demasiadamente custosa e subutilizada. Assim, uma rede translúcida oferece uma relação de compromisso entre uma rede opaca e uma

rede totalmente transparente, em um esquema de roteamento multicamada (óptica e eletrônica). A Figura 4.1 mostra uma ilustração com os benefícios do agrupamento de tráfego e caminhos ópticos transparentes. Nessa figura são representadas duas demandas de tráfego, uma de 6 para 3 e outra de 6 para 2. Considerando o transceptor como um par transmissor/receptor, note que na Figura 4.1 (a) os nós 6 e 1 necessitam ambos de dois transceptores. Assim, para o tráfego ser acomodado sem a estratégia de agrupamento de tráfego e os benefícios dos caminhos ópticos, são necessários 7 transceptores e 2 comprimentos de onda, como mostrado na Figura 4.1(a). Quando usado o agrupamento de tráfego (Figura 4.1(b)), é possível reduzir os recursos para 4 transceptores e 1 comprimento de onda. Porém, em um cenário usando ambos, agrupamento de tráfego e caminhos ópticos, ainda é economizado um transceptor, como apresentado na Figura 4.1(c). Essa ilustração deixa clara a relevância do estudo da otimização nas redes ópticas translúcidas.

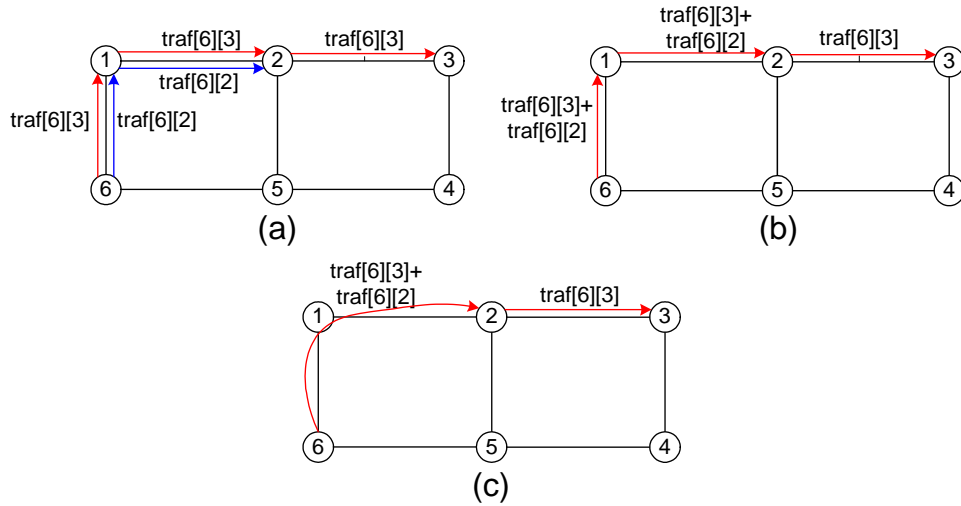


Figura 4.1: (a) sem *grooming* de tráfego e sem caminho óptico, (b) com *grooming* de tráfego e sem caminho óptico e (c) com *grooming* de tráfego com caminho óptico

A Figura 4.2 ilustra a arquitetura de um nó da rede considerado nesse capítulo. Nesse nó está representada a inserção, retirada, processamento eletrônico do tráfego e um caminho óptico. O processamento eletrônico do nó na figura é representado pela presença de um DXC, onde são processadas as demandas de entrada, saída e as demandas dos comprimentos de onda $w = 1$ e $w = 2$. Além disso, através das funcionalidades do *cross-connect* óptico (OXC), no comprimento de onda $w = 3$ é representada a passagem de um caminho óptico transparente, ou seja, sem o uso de transceptores e sem acrescentar tráfego ao DXC.

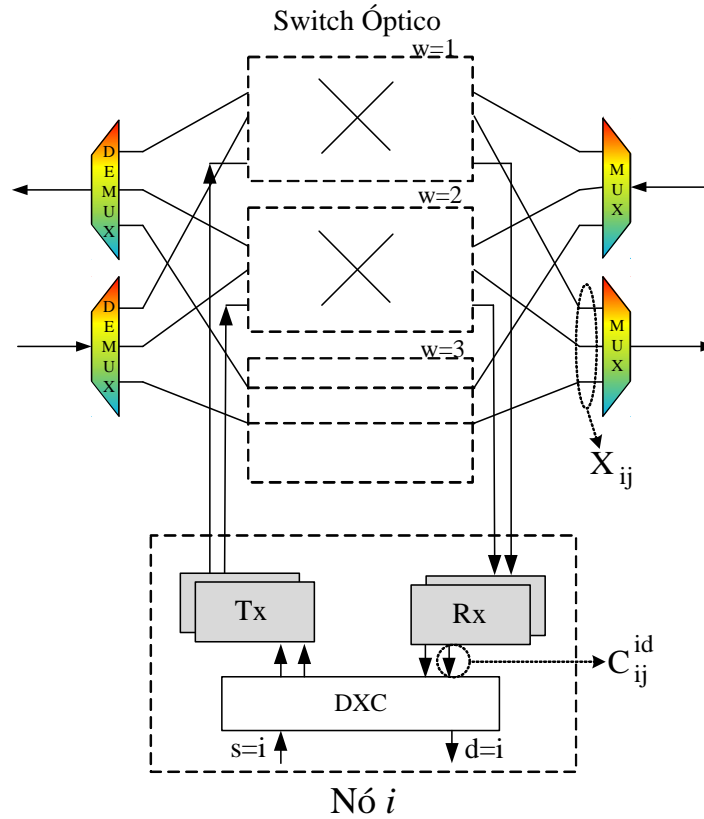


Figura 4.2: Ilustração do processamento do tráfego e de um canal transparente em um nó com capacidade de *grooming*, adaptado de [YE 03].

4.1.1 Trabalhos Relacionados e Contribuições

Na literatura alguns trabalhos já descrevem as características das redes translúcidas e dos caminhos ópticos desde a década de 90, [RAM 99a][SHE 07]. Devido à quantidade de restrições, algoritmos exatos usados para encontrar o conjunto ótimo de caminhos ópticos e o TGP de forma unificada, são restritos quanto ao tamanho da rede. Por exemplo, [ZHU 02] e [HUI 02] propõem modelos ILP para resolver redes de 6 nós e heurísticas para redes maiores. Para aumentar a capacidade dos modelos ILPs, em [KAR 04], é proposta a subdivisão da rede em várias sub-redes, de forma que os caminhos ópticos fiquem restritos a uma sub-rede. Essa estratégia reduz a complexidade do modelo, porém limita as possibilidades de conexões transparentes. Assim, os resultados dependem da relação de compromisso entre a complexidade do modelo e a flexibilidade dos caminhos ópticos, isto é, o tamanho de cada sub-rede. Adicionalmente, nos modelos apresentados no trabalho são reservados recursos da rede para a proteção e recuperação. Em [JAE 07] é proposto um modelo ILP capaz de resolver em tempo aceitável rede de até 30 nós, mas sem considerar o

problema de roteamento e alocação de comprimentos de onda. Contudo, os trabalhos encontrados na literatura, que citam os benefícios do uso de caminhos ópticos em redes translúcidas, não apresentam uma quantificação exata da economia efetiva dos caminhos ópticos.

Assim, a investigação realizada neste capítulo se propõe a quantificar a redução do número de transceptores e do processamento eletrônico nos nós, obtidas com a inserção de caminhos ópticos na rede. Para isso são propostos neste capítulo dois métodos para solução do problema de redes translúcidas. O primeiro método consiste em dividir o problema em dois modelos ILP: i) primeiro, através da matriz de adjacências são disponibilizados os caminhos ópticos na rede. Assim, com o modelo *rNA*, são escolhidos os caminhos ópticos e realizado o roteamento do tráfego sobre a camada óptica, de modo a minimizar o número de transceptores; ii) em outro modelo apresentado a seguir, cada caminho óptico é acomodado sobre a camada física. Para a redução dos tempos computacionais das estratégias que usam unicamente modelos ILP, o segundo método trata-se de um algoritmo híbrido. Nesse método uma heurística seleciona os possíveis caminhos ópticos e suas rotas sobre a camada física, em seguida um modelo ILP escolhe quais destes caminhos ópticos devem ser efetivamente usados e acomoda o tráfego sobre a camada óptica. Assim, foi possível controlar os caminhos ópticos permitidos aos modelos ILP em um tempo computacional viável.

4.2 Formulação para o RWA (RWA-OF)

Primeiramente, com o modelo *rNA* são selecionados os caminhos ópticos usados na rede. Assim, desconsiderando a distância dos caminhos ópticos, do ponto de vista de uma conexão, um caminho óptico é similar a um enlace físico, pois para a camada eletrônica, ambos representam uma conexão ponto a ponto. Baseado nisso, formulou-se um método de solução para a alocação dos caminhos ópticos em uma rede translúcida.

Considere a seguinte notação para diferenciar os caminhos ópticos dos enlaces físicos:

g e h são nós da rede fisicamente adjacentes, conectados pelo par de fibras gh e hg .

l e m são nós de origem e destino de um caminho óptico bidirecional, notado por lm e ml .

i e j representam dois nós adjacentes em uma conexão transparente, seja esta um enlace físico (gh) ou um caminho óptico transparente (lm).

w representa um elemento pertencente ao conjunto dos comprimentos de onda, $w \in W$.

Como dados do problema, têm-se os seguintes elementos:

$\text{Ef}[g][h]$ representa a matriz de adjacências dos enlaces físicos, isto é, $\text{Ef}[g][h] = 1$ se existe um par de fibras conectando os nós g e h , e zero, caso contrário.

$\text{Ec}[l][m]$ representa a matriz de adjacências dos caminhos ópticos, ou seja, $\text{Ec}[l][m] = 1$, se há permissão para instalar um caminho óptico entre o par de nós lm , e zero, caso contrário. Note que, pela definição desta matriz, é possível permitir apenas alguns caminhos ópticos, ou simplesmente “disponibilizar” todas as possibilidades de caminhos ópticos e deixar que o modelo selecione o conjunto ótimo. Na descrição do modelo híbrido proposto, é apresentado um algoritmo para a pré-seleção dos caminhos ópticos

$\text{E}[i][j]$ representa a matriz de adjacências das conexões transparentes, $\text{E}[i][j] = \text{Ef}[i][j] + \text{Ec}[i][j]$. Note que, pela definição de caminho óptico dada neste capítulo tem-se que $\text{Ef}[i][j] + \text{Ec}[i][j] \leq 1; \forall i, j$.

T_{ij} Nos modelos NA e AC , a variável $XB_{ij,w}$ identifica se existe uma conexão entre os nós i e j usando o comprimento de onda w . Assim, define-se o dado de entrada T_{ij} como a quantidade de conexões partindo do nó i destinado ao nó j , isto é $T_{ij} = \sum_w XB_{ij,w}$. Note ainda que, de posse das matrizes Ef e Ec , pode-se dividir T_{ij} em T_{gh} e T_{lm} . Sendo T_{gh} o número de canais destinados a conectar nós fisicamente adjacentes, e T_{lm} o número de caminhos ópticos entre os nós l e m .

Para o projeto da topologia virtual, dentre as restrições mais comuns, existe a limitação de distância que um sinal percorrerá transparentemente e o número de saltos dado pelo caminho óptico [FIL 03]. Contudo, neste trabalho, tais aspectos não foram levados em conta, pois o objetivo não é apenas atribuir o caminho óptico

em uma boa configuração para a rede, e sim mensurar a economia de recursos promovida pelos caminhos ópticos.

Assim, na primeira fase, é usada apenas a matriz E e um dos modelos sem alocação de comprimentos de onda (rNA ou rAC) para gerar os resultados para as variáveis C_{ij}^{sd} . De posse de C_{ij}^{sd} e das matrizes Ef e Ec , tem-se o conjunto ótimo de caminhos ópticos e o roteamento do tráfego sobre a camada óptica. Resta então atribuir os comprimentos de onda e acomodar os caminhos ópticos sobre a camada física. Portanto, faz-se necessário a proposição de um novo modelo considerando a restrição do número máximo de comprimentos de onda por enlace físico sem repetição de atribuição (unicidade). A seguir é apresentado o conjunto das variáveis usadas nesse modelo.

$XB_{gh,w}$: é uma variável binária igual a 1, se o comprimento de onda w é usado no enlace físico gh , e zero no caso contrário.

WB_w^{lm} : é uma variável binária igual a 1, se o comprimento de onda w é usado pelo caminho óptico lm , e zero no caso contrário.

$WB_{gh,w}^{lm}$: é uma variável binária igual a 1, se o comprimento de onda w do enlace gh é usado para rotear o caminho óptico lm , e zero no caso contrário.

W_{gh} : é definido como a quantidade de comprimentos de onda no enlace físico gh .

Função objetivo: Como está sendo tratada da alocação de comprimentos de onda, a função objetivo minimiza a quantidade necessária no enlace mais carregado. A seguir são apresentadas as expressões usadas para representar o modelo de atribuição de comprimentos de onda.

$$Min : Max\{W_{gh}\} \quad \forall g, h \quad (4.1)$$

Restrições:

$$\sum_w XB_{gh,w} = T_{gh}, \quad \forall g, h; Ef[g][h]=1 \quad (4.2)$$

$$\sum_w WB_w^{lm} = T_{lm}, \quad \forall l, m; Ec[l][m]=1 \quad (4.3)$$

$$\sum_w XB_{gh,w} + \sum_{lm} \sum_w WB_{gh,w}^{lm} = W_{gh}, \forall g, h; \text{Ef}[g][h]=1 \quad (4.4)$$

$$XB_{gh,w} + \sum_{lm} WB_{gh,w}^{lm} \leq 1, \forall g, h, w; \text{Ef}[g][h]=1 \text{ e } w \in W \quad (4.5)$$

$$\sum_h WB_{gh,w}^{lm} - \sum_h WB_{hg,w}^{lm} = \begin{cases} WB_w^{lm} & \text{se } g = s \\ -WB_w^{lm} & \text{se } g = d \\ \text{zero} & \text{se } g \neq s \text{ e } g \neq d \end{cases},$$

$$\forall l, m, g, w; \text{Ec}[l][m]=1, \text{Ef}[g][h]=1 \text{ e } w \in W \quad (4.6)$$

$$W_{gh} \in \mathbb{Z}_+, \forall g, h; \text{Ef}[g][h]=1 \quad (4.7)$$

$$XB_{gh,w} \in \{0, 1\}, \forall g, h, w; \text{Ef}[g][h]=1 \text{ e } w \in W \quad (4.8)$$

$$WB_w^{lm} \in \{0, 1\}, \forall l, m, w; \text{Ec}[l][m]=1 \text{ e } w \in W \quad (4.9)$$

$$WB_{gh,w}^{lm} \in \{0, 1\}, \forall l, m, g, h, w; \text{Ef}[g][h]=1, \text{Ec}[l][m]=1 \text{ e } w \in W \quad (4.10)$$

Descrição do modelo matemático:

Como já mencionado o número de transceptores no nó i usados para conectar ao nó j é dado pela quantidade de comprimentos de onda no enlace ij . Assim, na equação (4.2) a somatória de $XB_{gh,w}$ em w representa o número de comprimentos de onda existentes no enlace gh . Assim, tal restrição possibilita a contagem do número de transceptores no nó g que são usados para conectar ao nó h . Análoga à equação (4.2), a restrição representada pela equação (4.3) indica o número de transceptores usados na conexão transparente entre os nós l e m .

Na equação (4.4), a primeira somatória à esquerda da igualdade indica a quantidade de comprimentos de onda existentes no enlace gh que são usados para criar uma conexão lógica em g e h . A segunda somatória contabiliza o número de comprimentos de onda em todos os caminhos ópticos que passam pelo enlace gh . Assim, a soma desses dois elementos resulta na quantidade total de comprimentos de onda usados em cada enlace físico.

Na expressão (4.5), a variável $WB_{gh,w}$ indica o uso do comprimento de onda w no enlace gh e a somatória apresentada nessa restrição contabiliza o número de caminhos ópticos passando por gh que usam o comprimento de onda w . Assim, limitando a soma desses dois elementos é possível assegurar a unicidade de cada comprimento

de onda w em todos os enlaces físicos, ou seja, tem-se que cada comprimento de onda ou será usado para uma conexão direta entre gh ou será usado por apenas um caminho óptico.

Nas equações (4.6), note que a variável WB_w^{lm} é binária e indica que o comprimento de onda w está sendo usado para atender o caminho óptico lm . Assim, como essa restrição é análoga à restrição (3.6) apresentada no Capítulo 3, tem-se que a expressão (4.6) representa a continuidade do comprimento de onda, usado para atender um caminho óptico lm , ao longo da rede.

A restrição (4.7) assegura a não-negatividade e integralidade da variável W_{gh} e as restrições (4.8), (4.9) e (4.10) garantem que as demais variáveis sejam binárias.

4.3 Modelo Híbrido

Como mencionado, modelos ILP contendo as restrições para o VTD, TGP e RWA são incapazes de solucionar redes com mais de 8 nós. Além disso, como esse estudo tem o objetivo de quantificar a redução do número de transceptores e do processamento eletrônico, é proposto nessa seção um modelo híbrido para o VTD, TGP e RWA, com uma adição gradativa dos caminhos ópticos.

O modelo híbrido, é composto de duas etapas, sendo uma para a escolha e roteamento dos caminhos ópticos e outra para o problema do agrupamento de tráfego. Na primeira fase do algoritmo é proposta uma heurística, objetivando a redução do custo computacional para resolver problemas com redes maiores. A solução obtida nessa etapa é passada como restrição para a segunda fase, onde é empregado um modelo ILP para garantir a otimalidade do número de transceptores.

4.3.1 Escolha e Roteamento de um Caminho Óptico

Tentando reduzir o número de transceptores nos nós intermediários em uma conexão, a função usada para escolher os caminhos ópticos pondera entre: i) a quantidade de tráfego da requisição entre os nós s e d ; e ii) a quantidade de saltos de uma demanda sd , considerando que esta sempre é roteada pelo caminho mínimo, isto é, caminho com o menor número de saltos. Por outro lado, para cada caminho óptico, um novo

transceptor precisa ser instalado. Assim, espera-se que a redução do número de transceptores obtida pelo uso de novos caminhos ópticos tenha um limite.

Na heurística proposta, os caminhos ópticos são escolhidos segundo uma ordem de prioridade, TL_{sd} ,

$$TL_{sd} = H_{sd} \times (\text{traf}[s][d] + \text{traf}[d][s]), \quad (4.11)$$

onde H_{sd} é o número de saltos do caminho mínimo entre sd e $\text{traf}[s][d]$ é a demanda de tráfego entre os nós sd , dada pela matriz de tráfego.

Assumindo $|N|$ como o número de nós e $|Ef|$ como o número de enlaces físicos, define-se L como o número máximo de caminhos ópticos possível:

$$L = \frac{|N|(|N| - 1)}{2} - |Ef|. \quad (4.12)$$

Como $\frac{|N|(|N|-1)}{2}$ é o número de conexões bidirecionais de um grafo completo de N nós, subtraindo o número de enlaces físicos da rede ($|Ef|$), tem-se o número máximo de conexões fim-a-fim que podem ser inseridas na rede. Por exemplo, assuma a topologia física de uma rede com 8 nós e 10 enlaces. Como um grafo completo de uma rede de 8 nós possui 28 arestas, subtraindo o número de enlaces físicos, obtêm-se que o número máximo de conexões transparentes de dois ou mais saltos, são 18 caminhos ópticos. O pseudo-código 4.1 ilustra o procedimento que acomoda os caminhos ópticos na topologia física.

Na linha 4 do Algoritmo 4.1 as rotas já estão previamente ordenadas com um número não decrescente de saltos. Assim, os caminhos ópticos são roteados segundo o menor caminho que tenha pelo menos um comprimento de onda disponível. Isto é feito de forma que cada enlace físico ainda tenha disponível pelo menos um comprimento de onda para a comunicação entre nós fisicamente adjacentes. Uma vez escolhidos e roteados todos os caminhos ópticos, a redução do número de transceptores é quantificada através de uma sequência em cenários de rede. De modo que o primeiro cenário de rede tenha, além dos enlaces físicos, um caminho óptico para rotar as demandas de tráfego; o segundo, com 2 caminhos ópticos; e subsequentemente, o último cenário de rede possui disponível L caminhos ópticos, além dos enlaces físicos. Através dessa sequência de cenários de rede, com uma quanti-

Algoritmo 4.1 Atribuição dos Caminhos Ópticos

```

1: Entrada: Escolher número de caminhos ópticos existentes na rede.
2: Ordenar os caminhos ópticos segundo  $TL_{sd}$ .
3: for Para todos os caminhos ópticos  $l$ . do
4:   for Percorrer todas as rotas  $k$ , possíveis para o caminho óptico  $l$ . do
5:     for Percorrer todos os comprimentos de ondas,  $w$ . do
6:       if é possível atribuir o caminho óptico  $l$  na rota  $k$  e comprimento de onda
          $w$ . then
7:         ir para a linha 3 e atribuir outro caminho óptico.
8:       end if
9:     end for
10:   end for
11: end for

```

dade progressiva de caminhos ópticos, os resultados numéricos mostram a relação entre a quantidade de caminhos ópticos disponíveis, a economia de transceptores e o processamento eletrônico.

4.3.2 Modelo ILP para o TGP com Caminhos Ópticos Transparentes

O modelo de programação linear inteira aqui proposto é baseado na formulação rNA apresentado no Capítulo 3, adiciona-se aqui apenas as restrições impostas pelos caminhos ópticos, pré-calculados pela parte heurística do método. A seguir é apresentado o modelo destacando-se as diferenças em relação ao modelo da rede opaca:

g e h são nós da rede fisicamente adjacentes.

l e m são nós de origem e destino de um caminho óptico bidirecional.

i e j representam dois nós adjacentes em uma conexão transparente.

Dados do problema: Os elementos já foram definidos e descritos, aqui serão apenas apresentados.

$Ef[g][h]$ representa a matriz de adjacências dos enlaces físicos.

$Ec[l][m]$ representa a matriz de adjacências dos caminhos ópticos.

$E[i][j]$ representa a matriz de adjacências das conexões transparentes.

$Wmax_{gh}$ é o número de comprimentos de onda que restaram no enlace físico gh após o roteamento de todos os caminhos ópticos.

Variáveis (ver a representação na Figura 4.2):

OEO_i : variável com o número de transceptores em cada nó i .

X_{ij} é a quantidade de tráfego no enlace ij .

C_{ij}^{sd} é a quantidade de tráfego do enlace ij que tem como origem o nó s e destino o nó d .

T_{ij} é o número de conexões em cada conexão ij , que como já visto, pode ser dividido em T_{gh} e T_{lm} .

Função objetivo: Como o objetivo é minimizar o número de transceptores usados na rede translúcida, optou-se por usar como função objetivo a minimização do número de conversões óptico-eletrônico-óptico em um nó.

$$\min : \sum_{ij} OEO_i \quad (4.13)$$

Restrições:

$$\sum_{sd} C_{ij}^{sd} = X_{ij}, \forall i, j; E[i][j]=1 \text{ e } s \neq d \quad (4.14)$$

$$\sum_j C_{ij}^{sd} - \sum_j C_{ji}^{sd} = \begin{cases} \text{traf}[s][d] & \text{se } i = s \\ -\text{traf}[s][d] & \text{se } i = d \\ zero & \text{se } i \neq s \text{ e } i \neq d \end{cases}, \quad \forall s, d, i; E[i][j]=1 \text{ e } s \neq d \quad (4.15)$$

$$T_{ij} \geq \frac{X_{ij}}{C}, \forall i, j; E[i][j]=1 \quad (4.16)$$

$$OEO_i = \sum_j T_{ij}, \forall i \in N \quad (4.17)$$

$$T_{gh} \leq Wmax_{gh}, \forall g, h; \text{ Ef}[g][h]=1 \quad (4.18)$$

$$T_{lm} = 1, \forall l, m; \text{ Ec}[l][m]=1 \quad (4.19)$$

$$C_{ij}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, i, j; \text{ E}[i][j]=1 \text{ e } s \neq d \quad (4.20)$$

$$X_{ij} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j; \text{ E}[i][j]=1 \quad (4.21)$$

$$T_{ij} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j; \text{ E}[i][j]=1 \quad (4.22)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \in N \quad (4.23)$$

Descrição do modelo matemático:

As restrições 4.14 e 4.15 foram definidas, como (3.21) e (3.22), e discutidas no Capítulo 3. A expressão (4.16) é análoga à restrição (3.23), porém aqui é contabilizado o número de conexões entre o par de nós ij . A expressão (4.17) contabiliza o número de conexões deixando o nó i e atribui o número de transceptores necessários a esse nó.

O roteamento dos caminhos ópticos exige a reserva de alguns recursos da rede, tais como comprimentos de onda em cada enlace. Após a atribuição dos caminhos ópticos, realizada pelo Algoritmo 4.1, é armazenado no parâmetro $Wmax_{gh}$ a quantidade de comprimentos de onda que ainda estão disponíveis em cada enlace. Assim, a expressão (4.18) assegura que um enlace físico gh não excederá o número de comprimentos de onda que foram deixados disponíveis.

A expressão 4.19 garante que cada caminho óptico transparente terá apenas um comprimento de onda disponível, assim o modelo ILP considera um caminho óptico como uma conexão transparente com apenas um comprimento de onda.

As restrições (4.20), (4.21), (4.22) e (4.23) asseguram a não-negatividade e integralidade das variáveis do modelo.

Na primeira fase do modelo híbrido proposto, foi assumido que os caminhos ópticos seriam escolhidos sob a restrição de continuidade de comprimento de onda. O modelo de ILP usado para tratar a rede opaca não adota tal restrição pois, nessa fase, o tráfego passa por processamento eletrônico após cada salto. Portanto, tem-se que a atribuição do comprimento de onda da rede opaca pode ser feita em um estágio de pós-processamento, sem perdas na qualidade das soluções.

4.4 Quantificação do Ganho dos Caminhos Ópticos Transparentes

Nesta Seção é realizado um estudo numérico com o objetivo de quantificar a redução do número de transceptores e processamento eletrônico, através da inserção de caminhos ópticos na rede. Para isso foi utilizado o método híbrido apresentado anteriormente. Para verificar os ganhos obtidos pelos caminhos ópticos foram usadas três topologias de rede com 6 nós, 8 nós e 14 nós - NSFNet (Figura 4.3 (a), (b) e (c), respectivamente), e 5 matrizes de tráfego para cada topologia. As matrizes de tráfego foram geradas segundo as especificações feitas no Capítulo 3, Seção 3.4 e estão disponíveis no Apêndice A. Todos os resultados apresentados para as redes com 6 e 8 nós possuem *gap* igual a zero, ou seja, são resultados ótimos. Porém, devido ao tamanho da rede NSF-Net, o processamento foi interrompido após 24 horas. Após essas 24 horas de processamento algumas instâncias obtiveram o ótimo e outras foram interrompidas, de forma que a média do *gap* de todas as instâncias para a rede NSF-Net foi de 2,67%, e nenhuma obteve *gap* superior a 5%.

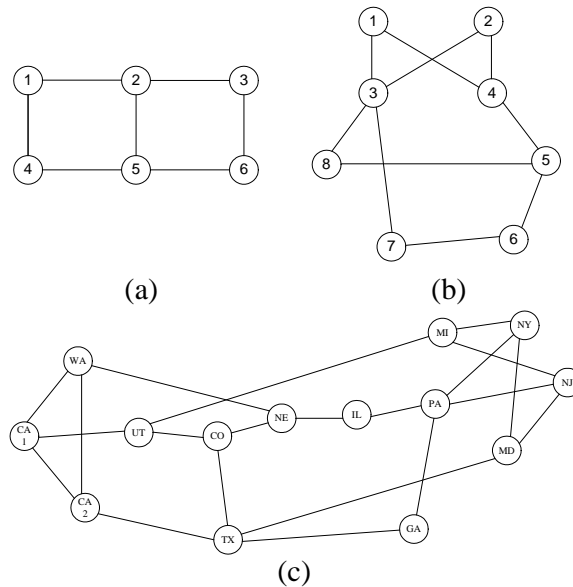


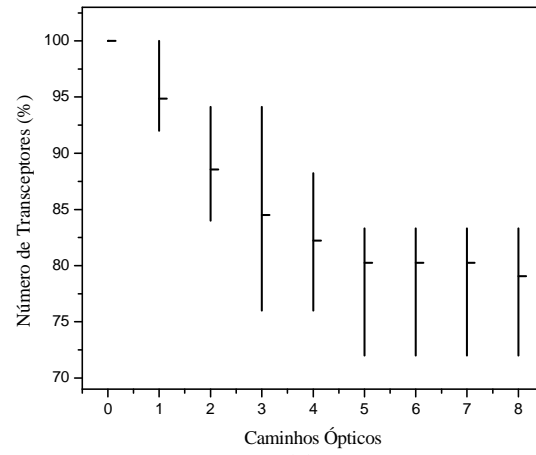
Figura 4.3: Topologias de rede com 6 nós (a), 8 nós (b) e 14 nós - NSFNet (c).

4.4.1 Contagem de Transceptores

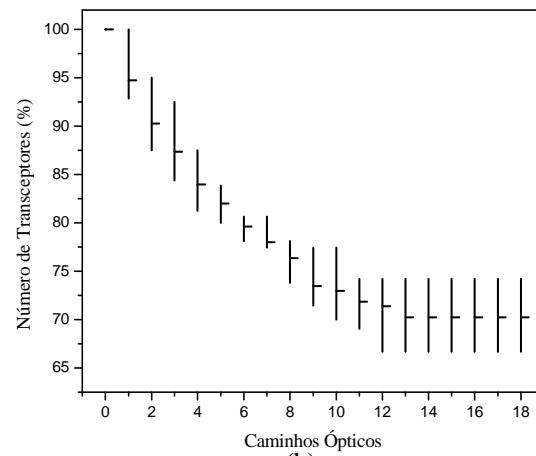
A Figura 4.4 mostra a percentagem do número de transceptores, normalizado pela quantidade usada na rede opaca, necessários para acomodar as demandas de tráfego sobre a topologia lógica da rede. As extremidades dos segmentos verticais representam os resultados máximo e mínimo obtidos em uma das 5 matrizes de tráfego, e as marcações horizontais, as médias. Seguindo essas definições, pode-se observar uma redução considerável do número de transceptores à medida que são permitidos mais caminhos ópticos. Essa característica é observada em todas as matrizes de tráfego. Comparando, na Figura 4.4, os gráficos (a), (b) e (c) nota-se que com o aumento do número de nós da topologia estudada, maior e mais clara é a tendência da redução do número de transceptores. Porém, esta redução atinge um limite onde não é mais possível diminuir o número de transceptores com o acréscimo de caminhos ópticos.

A Figura 4.4 (a), por apresentar resultados para a rede de 6 nós, tem uma grande variação percentual do número de transceptores devido às diferenças entre as matrizes de tráfego. Devido a pouca possibilidade de caminhos, as topologias menores sofrem variações maiores de configurações. Como exemplo numérico, para uma das matrizes de tráfego acomodadas na rede de 6 nós (Figura 4.3 (a)), em um cenário onde a rede é opaca, foram encontrados 25 transceptores necessários para atender a todas as demandas. Permitindo o uso de cinco caminhos ópticos transparentes, obteve-se uma redução de 7 transceptores para esta rede. Porém, nenhuma melhoria foi observada após este ponto. A Figura 4.4 (c), que apresenta resultados obtidos analisando a topologia NSF-Net (Figura 4.3 (c)), mostra que as redes maiores sofrem menos com as variações do tráfego tornando a redução do número de transceptores mais claros. Os três casos estudados apresentaram patamares de redução diferentes, com aproximadamente 20%, 30% e 45% para os casos da Figura 4.4 (a), (b) e (c), respectivamente. Todavia, por observação dos gráficos tem-se que em todos os casos o limite da redução do número de transceptores foi obtido com aproximadamente 75% da quantidade de caminhos ópticos permitidos (L), de forma que após esse patamar não houve redução do número de transceptores.

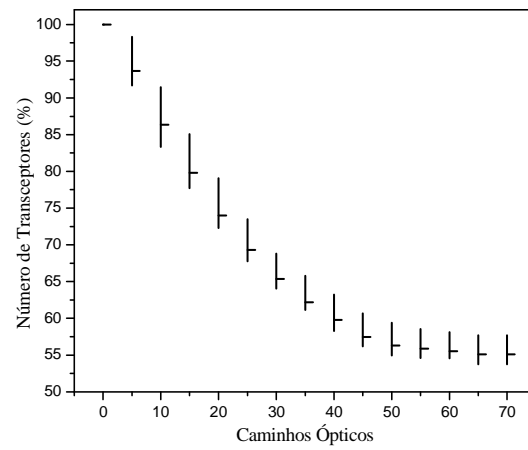
A Tabela 4.1 mostra o número de caminhos ópticos ($|Ec|$) alcançados pela heurística, com a limitação do número de comprimentos de onda (W) disponíveis nos enlaces físicos, para as três topologias na Figura 4.3. Estes resultados, apesar de não serem o foco da análise desta seção, são importantes de serem mencionados. A



(a)



(b)



(c)

Figura 4.4: Número de transceptores (normalizados) vs número de caminhos ópticos permitidos, para as redes de 6 nós (a), 8 nós (b) e NSF-Net (c).

Tabela 4.1: Número máximo caminhos ópticos limitando os comprimentos de onda em cada enlace.

	6 nós	8 nós	NSF-Net
W	$ Ec $	$ Ec $	$ Ec $
2	2	2	4
3	5	6	7
4	6	12	11
5	8	15	13
6	-	18	20
7	-	-	22
\vdots	\vdots	\vdots	\vdots
15	-	-	70

redução do número de comprimento de ondas reduz também o número de variáveis do modelo e, conseqüentemente, o tempo computacional. Como aspecto prático, a redução do número de comprimentos de onda em uma fibra contribui para a redução de interferência não-linear, por exemplo, a auto-modulação de fase, a modulação de fase cruzada e a mistura de quatro ondas [AGR 01].

Como foi anteriormente citado, os caminhos ópticos devem ser alocados na rede de maneira que nós fisicamente adjacentes continuem tendo uma conexão transparente, mesmo após a adição dos caminhos ópticos. Como exemplo, assumamos a topologia física da rede de 6 nós apresentada na Figura 4.3 (a). Considerando que há 2 comprimentos de onda disponíveis, a Figura 4.5 ilustra uma solução encontrada pela heurística. Note que é preservado pelo menos um comprimento de onda dedicado à conexão direta de nós fisicamente adjacentes. Como é mostrado na Tabela 4.1, 5 comprimentos de onda foram suficientes para fazer com que a rede de 6 nós se tornasse totalmente conectada por ligações ponto a ponto transparentes.

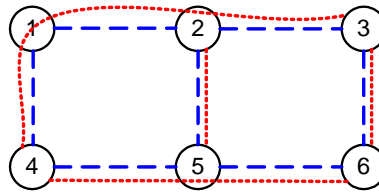


Figura 4.5: Ilustração de uma solução encontrada pela heurística para a rede de 6 nós com 2 comprimentos de onda

4.4.2 Processamento

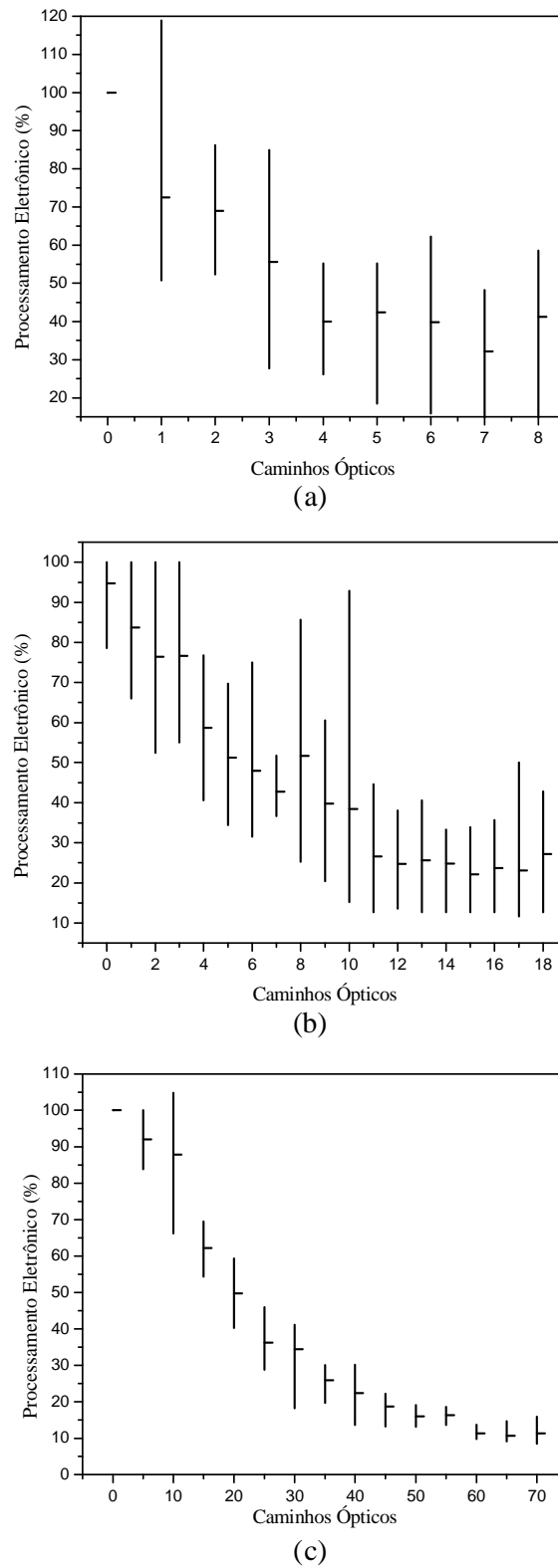


Figura 4.6: Processamento (normalizado) vs Número de caminhos ópticos para a redes de 6 nós (a), 8 nós (b) e NSF-Net (c).

As Figuras 4.6 (a), (b) e (c) mostram a redução do processamento eletrônico do tráfego encontrado para as redes de 6 nós, 8 nós e 14 nós, respectivamente. A primeira observação é que, assim como ocorre com o número de transceptores, o percentual da redução do processamento eletrônico da rede também é crescente com o tamanho da topologia. Essa redução atingiu patamares de aproximadamente 60%, 70% e 90% para as redes de 6 nós, 8 nós e NSF-Net, respectivamente. Note que, mesmo com a possibilidade de uma rede totalmente transparente, o modelo ainda não alcançou o processamento igual a zero. A explicação para isso se deve ao fato de que a função objetivo minimiza apenas o número de transceptores, e a redução do processamento é obtida como consequência da presença dos caminhos ópticos. Isso ainda implicou em resultados onde se atingiu mais de 100% do processamento normalizado pela rede opaca, como ocorreu para 1 caminho óptico na Figura 4.6 (a) e 10 caminhos ópticos na Figura 4.6 (c). É notório ainda, na Figura 4.6, que para algumas matrizes de tráfego, podem ocorrer variações com o acréscimo da possibilidade de novos caminhos ópticos, como nas abscissas 8 e 10 da Figura 4.6 (b). Porém, apesar dessa variação do processamento para algumas matrizes de tráfego, o uso dos caminhos ópticos alcançou uma excelente redução do processamento eletrônico nos nós. Vale a pena destacar, como aspecto prático, que como consequência da redução do processamento, obtém-se também um aumento da confiabilidade da rede, pois em caso de uma falha em um *switch* eletrônico, a quantidade de tráfego perdida será menor.

4.5 Sumário

Foram propostos nesse capítulo dois métodos para resolver o problema de *grooming* de tráfego em redes translúcidas. O primeiro, composto por dois modelos ILPs, ilustra o problema estudado com uma apresentação similar a outras encontradas na literatura, por exemplo [ZHU 02]. Enquanto o segundo, composto por uma heurística e um modelo ILP, foi usado para gerar os resultados numéricos. Nos resultados numéricos, através da adição progressiva dos caminhos ópticos foi possível constatar, nas Figuras 4.4 e 4.6, uma redução progressiva do número de transceptores e do processamento eletrônico. Também é importante destacar a convergência dos gráficos observados nessas figuras. Os resultados demonstram que a redução do número de transceptores e processamento eletrônico está limitada, em aproxima-

mente 75% do número de caminhos ópticos possíveis. Na prática, essa convergência significa que a instalação de um número de caminhos ópticos superior a esse limite, implicará em um possível aumento dos custos gerenciais da rede, sem que haja benefícios. Esse resultado também pode ser aplicado para a construção de algoritmos heurísticos, pois reduz o espaço de busca da heurística evitando a inserção de elementos desnecessários.

Como o objetivo desta etapa do trabalho é uma quantificação dos benefícios obtidos pelos caminhos ópticos, os aspectos de camada física para a implementação de um caminho óptico não foram considerados. Porém, em investigações futuras, algoritmos para a escolha dos caminhos ópticos podem considerar alguns aspectos da camada física, como o comprimento e número de saltos dos caminhos ópticos.

Capítulo 5

Uma Heurística para o TGP

Apesar dos bons resultados obtidos pelo algoritmo híbrido, proposto no Capítulo 4, a fase onde é empregado o modelo ILP do algoritmo ainda limita o projeto às redes de médio porte, e redes com algumas dezenas de nós continuam intratáveis para um tempo de otimização viável. Assim, neste capítulo é proposta uma heurística que, de posse dos caminhos ópticos, usa quatro funções básicas para gerar e aprimorar uma configuração de rede: uma função para gerar a solução inicial, uma função de eliminação de canais subutilizados, uma busca local e uma função para tentar evitar mínimos locais. Adicionalmente, são apresentados alguns resultados numéricos comparados com resultados obtidos pelo modelo híbrido proposto no capítulo anterior.

5.1 Introdução

O problema do TGP minimizando o número de transceptores em uma rede óptica, como já mencionado, é NP-Completo. Assim, com o intuito de resolver redes de tamanhos maiores, é comum o particionamento de tal problema, nos quatro sub-problemas referidos a seguir.

- Determinação da topologia virtual (VTD).
- Roteamento dos caminhos ópticos sobre a camada física.
- Atribuição dos comprimentos aos caminhos ópticos.
- Roteamento das requisições de conexões de baixa velocidade sobre a topologia virtual (TGP).

Existem trabalhos onde o TGP é considerado como um caso particular do VTD, como em [ZHU 05]. Porém, admitindo essa subdivisão do problema do projeto de redes ópticas, podem-se identificar as seguintes propostas para cada um dos subproblemas: no Capítulo 3, os modelos NA e AC são propostos para encontrar resultados ótimos para o problema de TGP e atribuição dos comprimentos de onda, enquanto que os modelos rNA e rAC são propostos apenas para o TGP. No Capítulo 4, é proposto um modelo híbrido onde uma heurística pré-seleciona e roteia um conjunto de caminhos ópticos possíveis. Em seguida um modelo ILP escolhe os caminhos ópticos que devem ser efetivamente usados e encontra uma solução para o TGP. Seguindo a tendência de tentar encontrar soluções de boa qualidade em um tempo computacional viável, nesse capítulo é proposta uma heurística para o problema descrito no Capítulo 4.

5.1.1 Trabalhos Relacionados e Contribuições

Na literatura existem alguns algoritmos que já são bem conhecidos para alguns desses subproblemas. Dentre os problemas mencionados, provavelmente o mais estudado é o problema de roteamento e atribuição dos comprimentos de onda. Para o roteamento, os algoritmos encontrados na literatura podem ser divididos em três métodos básicos: rota fixa, rotas alternativas pré-fixadas e rotas adaptativas [ZAN 00], onde o método de rota fixa utiliza apenas uma rota possível para atender cada conexão. Assim, caso não haja mais recurso em algum ponto da rota a conexão é bloqueada. O método de rotas alternativas é similar ao anterior, porém possui um conjunto de possíveis rotas. Para o mecanismo de rotas adaptativas o caminho é calculado dinamicamente conforme o estado atual de rede. Junto com o roteamento, é comum encontrar a atribuição dos comprimentos de onda, formando o conhecido problema de RWA. Em [ZAN 00] são analisados 10 algoritmos para a atribuição dos comprimentos de onda, sendo constatado um similar desempenho entre todos eles.

Para o TGP já existem propostas na literatura uma grande quantidade de heurísticas, sendo algumas citadas a seguir. Uma das formas de se construir uma heurística é através do uso de uma meta-heurística. Sendo a meta-heurística uma representação de um algoritmo geral que pode ser aplicado em diferentes problemas de otimização, necessitando apenas de pequenas modificações para a adaptação de um problema específico [BLU]. A seguir são citadas e comentadas algumas meta-

heurísticas aplicadas ao TGP:

- GRASP: em [BRU 02] é apresentado um algoritmo para encontrar soluções para o VTD com a minimização do número de caminhos ópticos, porém o trabalho ainda carece de uma comparação com modelos exatos e a apresentação de uma busca local sistemática, que os autores sugerem como trabalhos futuros;
- Algoritmo Genético: em [AWW 06] é apresentado junto com outras heurísticas para a comparação. Contudo, em geral, uma comparação de resultados entre heurísticas não é muito confiável, pois nenhuma delas assegura a otimalidade de resultados ou um limite inferior nos resultados;
- *Simulated Annealing*: em [DAT 03] é apresentado para o problema do TGP, com proteção para falha única de enlace. Como o trabalho anteriormente mencionado, esse também apresenta a comparação com outras heurísticas, porém inclui nos resultados numéricos uma comparação com modelos ILPs, admitindo soluções com 10% de *gap*. Adicionalmente, a proposta do trabalho se limita ao estudo das redes opacas e, infelizmente, também não oferece suporte para a reprodução dos resultados, omitindo as matrizes de tráfego estudadas;
- Busca Tabu: aplicado ao TGP é detalhada em [BOU 06]. Contudo, o trabalho não apresenta comparações ou meios para reprodução dos resultados. O processo usado para gerar a solução inicial para a heurística nesse trabalho é similar ao proposto neste Capítulo. Porém, como nas outras heurística citadas, nos algoritmos propostos não existe a possibilidade da sub-divisão de uma demanda em mais de uma conexão. Como a divisão de demandas é frequentemente observada em soluções para o TGP geradas por modelos ótimos, a heurística proposta nesse capítulo tenta imitar esse fenômeno para a redução do número de transceptores;
- encontram-se ainda outros métodos, como heurísticas baseadas na intuição do autor apresentada em [ZHU 05]. A heurística apresentada nesse trabalho é extremamente simples, primeiro as conexões de um salto e em seguida o restante, em ordem decrescente da quantidade de demanda. Note que tal algoritmo apenas constrói uma solução, não apresentando nenhum tipo de busca local ou tentativa de melhoria da solução gerada.

A heurística proposta nesse capítulo segue a subdivisão do problema de otimização das redes ópticas descrita a seguir. Após a pré-seleção dos caminhos ópticos, o método utilizado para otimização do TGP é composto basicamente de quatro funções: a construção de uma solução inicial, um método para eliminar canais subutilizados, um procedimento de busca local e um procedimento para gerar perturbações aleatórias no processo de busca local. Como na fase inicial desse trabalho foi possível obter bons resultados, mesmo sem o procedimento de busca local, este método também é apresentado. Na próxima seção é apresentado um pseudo-código dando uma visão geral da construção da heurística, bem como uma explicação de cada uma das funções que a compõe. Na Seção 5.3 são apresentados alguns resultados numéricos para redes de 6 e 14 nós, contendo ainda os resultados obtidos por um modelo ILP para a comparação. Finalmente, na última seção, são apresentadas algumas conclusões e sugeridas possíveis formas de evolução desta heurística.

5.2 Heurística para o TGP em Redes Transclúcidas

Na fase inicial desse trabalho foi apresentado como proposta de heurística o algoritmo similar ao descrito o pseudo-código do Algoritmo 5.1, diferenciado apenas pelo procedimento de Busca Local, que não estava contido no algoritmo inicial. Tal algoritmo, apesar de ser considerado extremamente simples, já obtém resultados de boa qualidade quando comparados com modelos exatos. Assim, o pseudo-código do Algoritmo 5.1, representa em linhas gerais a heurística proposta. A pré-seleção e o roteamento do conjunto de caminhos ópticos é realizada da mesma forma como foi feito no capítulo anterior, separado do algoritmo usado para resolver o TGP. Assim, os caminhos ópticos são apenas novas restrições para o TGP, que agora é resolvido pelos procedimentos *Squeeze*, BL e PA do Algoritmo 5.1).

De posse dos possíveis caminhos ópticos resultantes do VTD, é necessária uma solução inicial para dar início aos procedimentos para as melhorias de solução, propostos no Algoritmo 5.1. Vale destacar que em todos os procedimentos onde é realizado algum roteamento de demanda, é permitida a subdivisão das demandas em canais e rotas diferentes. Mais adiante é exemplificado este recurso.

Para gerar o cenário inicial, é utilizado um algoritmo para encontrar as k -menores rotas entre cada par origem e destino. Nesse trabalho é usado o algoritmo de Yen

Algoritmo 5.1 Heurística

- 1: **Entrada:** Matriz de tráfego e a topologia da rede
 - 2: Projeto de Topologia Virtual (Algoritmo 4.1)
 - 3: Gerar Solução Inicial
 - 4: *Squeeze* (Algoritmo 5.2)
 - 5: **for** Critério de parada 1 **do**
 - 6: Busca Local - BL)
 - 7: **for** Critério de parada 2 **do**
 - 8: Perturbação Aleatória - PA(Algoritmo 5.3)
 - 9: **end for**
 - 10: **end for**
-

[YEN 71]. Durante a construção da solução inicial, o algoritmo primeiramente tenta atribuir a rota com o menor número de saltos. Para gerar soluções iniciais de boa qualidade foram analisados três processos, atribuindo as demandas na ordem crescente, decrescente e arbitrária. Adicionalmente, tem-se que as redes estudadas neste capítulo sempre terão capacidade para acomodar as demandas de tráfego. Apenas por questões de implementação, os comprimentos de onda foram previamente ordenados como, $\{1, 2, \dots, w\}$. Assim, têm-se os seguintes casos:

1. A demanda entre o par sd é menor do que a banda disponível no “menor” canal de uma única rota, sendo as rotas ordenadas pela quantidade de número de saltos. Neste caso, a atribuição é trivial e a demanda é imediatamente alocada.
2. A demanda entre e o par sd é maior do que a banda disponível no “menor” canal de uma única rota, porém ainda existem outros canais disponíveis nessa rota. Assim, é alocada a maior quantidade de demanda possível no canal “menor” e o restante nos canais seguintes, obedecendo a ordem pré-estabelecida. Note que, nesse caso, a demanda é subdividida usando mais de um canal na mesma rota.
3. A demanda entre o par sd é maior do que a banda disponível no “menor” canal de uma única rota, sendo que já não existem mais canais disponíveis nesta rota. Assim, é alocada a maior quantidade de demanda possível nesta rota e o restante da demanda é alocado na próxima rota, seguindo os procedimentos 1 e 2 anteriores. Neste caso, a demanda também é subdividida, porém usando mais de uma rota.

Para as funções a seguir, denotar-se-á uma configuração/solução da rede por S e o número de transceptores usados nesta solução por $NT(S)$.

Squeeze:

Essa função tem como objetivo eliminar dispositivos subutilizados, através de um procedimento determinístico descrito no pseudocódigo do Algoritmo 5.2.

Algoritmo 5.2 *Squeeze*

```

1: Entrada: Uma configuração da rede,  $C_{r,w}^{sd}$ 
2: for Para cada canal  $w$  sobre uma conexões ponto-a-ponto (enlace físico ou cam-
   inho óptico)  $ij$ . do
3:   if  $w$  é subutilizado then
4:     Encontrar todas as demandas  $sd$  passando por este canal.
5:     Re-rotear  $sd$  usando um caminho disjunto de  $ij$ , criando uma nova con-
       figuração  $C_{r,w}'^{sd}$ .
6:     if  $NT(C_{r,w}'^{sd}) < NT(C_{r,w}^{sd})$  then
7:       Aceitar  $C_{r,w}'^{sd}$  como a configuração atual.
8:     end if
9:   end if
10: end for

```

Descrição do Algoritmo 5.2:

O procedimento percorre todos os comprimentos de onda em cada conexão ponto-a-ponto (enlace físico ou caminho óptico transparente), buscando canais com um baixo nível de utilização. Em cada enlace, os comprimentos de onda são numerados aleatoriamente, de 1 até o número máximo de canais permitidos. Por sua vez, os enlaces são arbitrariamente ordenados. Assim, o método percorre todos os enlaces e comprimentos de onda, ordenados arbitrariamente. Quando encontrado um comprimento de onda w na condição de subutilizado, o algoritmo tenta re-rotear todas as demandas sd passando por este w , de forma que cada nova rota deve ser disjunta do enlace ij , onde foi encontrado o comprimento de onda w com baixa utilização. Esta tarefa tem o objetivo de eliminar um transceptor do cenário de rede $C_{r,w}^{sd}$, que está sendo subutilizado. Os caminhos alternativos são escolhidos priorizando as rotas com menor número de saltos. Para isso são encontrados na literatura algoritmos para os k caminhos mínimos, como por exemplo o Algoritmo de Yen [YEN 71], já mencionado. Por observação, é considerado um canal subutilizado aquele transportando tráfego abaixo de 25% da capacidade. Acima desse valor, observou-se que, quando o algoritmo elimina o uso de um componente, acaba tornando subu-

tilizado outro ponto da rede. Resultados numéricos comprovando estas afirmações são apresentados mais adiante.

Perturbação Aleatória

Esse procedimento realiza uma série de perturbações aleatórias na solução atual, através do re-roteamento de uma demanda sd escolhida. O objetivo aqui é tentar escapar de possíveis mínimos locais encontrados pela Busca Local. O Algoritmo 5.3 mostra o pseudo-código do procedimento. Apesar do algoritmo usar uma idéia bem simples, foi possível obter bons resultados.

Algoritmo 5.3 PA

- 1: **Escolha aleatória** de uma demanda sd
 - 2: **Desalocar** $\text{traf}[s][d]$ do(s) caminho(s) usado(s) para atender sd
 - 3: **Escolha aleatória** de uma novo caminho para sd
 - 4: **if** $NW(C'_{r,w}{}^{sd}) < NW(C_{r,w}^{sd})$ **then**
 - 5: Aceitar $C'_{r,w}{}^{sd}$ como solução da configuração atual
 - 6: **end if**
-

Descrição do Algoritmo 5.3:

Em uma configuração da rede $C_{r,w}^{sd}$ é escolhida aleatoriamente uma demanda sd , sendo todos os pares sd equiprováveis. Assim, toda a demanda de sd ($\text{traf}[s][d]$) é realocada em um novo caminho diferente do anterior, gerando assim uma nova configuração da rede $C'_{r,w}{}^{sd}$. Como anteriormente, as possibilidades das novas rotas também são equiprováveis. Caso $C'_{r,w}{}^{sd}$ tenha um menor número de transceptores em relação à configuração $C_{r,w}^{sd}$, é considerada como cenário atual.

Busca Local

Primeiramente, é necessário definir a vizinhança onde é realizada a busca por uma solução melhor. Assim, seja $C_{r,w}^{sd}$ uma configuração da rede, onde tal estrutura contém informação sobre o particionamento, roteamento, atribuição de comprimento de onda e carga de todas as demanda de origem-destino (sd). Como as rotas são indexadas em ordem crescente do número de saltos, a vizinhança assumida é definida como a troca de uma rota de índice t por outra de índice $(t + 1)$ ou $(t - 1)$, para todas as subdivisões de cada demanda sd . Como exemplo, assumamos uma configuração S onde existe uma demanda de 48 unidades de tráfego do nó 2 para o nó 5, sendo roteadas 32 unidades de tráfego pela rota 0 e comprimento de onda 1, e 16 unidades de tráfego sendo roteados usando a rota 1 e comprimento de onda 0. Seguindo o

estilo das variáveis definidas no Capítulo 3, $C_{r,w}^{s,d}$ representa a quantidade de tráfego com origem no nó s e destino no nó d usando a rota r e comprimento de onda w . Na Figura 5.1 é destacada, com uma elipse tracejada, a parte da vizinhança de S que está relacionada com o par origem-destino (2,5). Note que o índice do comprimento de onda está com uma interrogação, isso significa que o algoritmo tenta alocar a demanda em questão em qualquer comprimento de onda daquela rota; caso não seja possível, este elemento é excluído da vizinhança de $C_{r,w}^{s,d}$. Assim, a busca local é realizada em toda vizinhança, ou seja, as trocas descritas são realizadas para todo par sd .

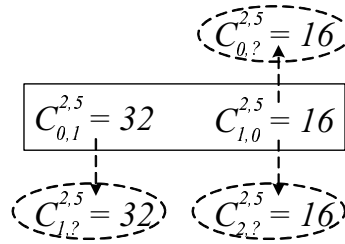


Figura 5.1: Ilustração de uma parte da vizinhança de uma solução S relacionada aos nós de origem-destino (2,5)

Durante o processo de análise da vizinhança, caso um novo cenário encontrado possua uma configuração com um número menor de transceptores, este novo cenário é considerado como a solução atual. Para o caso de uma solução possuir o mesmo número de transceptores do cenário atual, é decidido aleatoriamente, com uma probabilidade de 50%, se esse elemento da vizinhança se torna o cenário atual. Isso possibilita a troca sistemática de configuração sem que haja aumento do número de transceptores.

5.3 Avaliação da Heurística

A avaliação da heurística foi feita sobre duas topologias de rede, de 6 e 14 nós apresentadas no Capítulo 3. A Figura 5.2 ilustra a topologia física dessas duas redes. As matrizes de tráfego também são as mesmas usadas no Capítulo 3, apresentadas no Anexo 5.2 como as matrizes A.1 e A.5, respectivamente. O desempenho da heurística foi avaliado com um número crescente de caminhos ópticos, semelhante ao que foi feito no capítulo anterior.

Para a comparação com os resultados obtidos pela heurística proposta, também

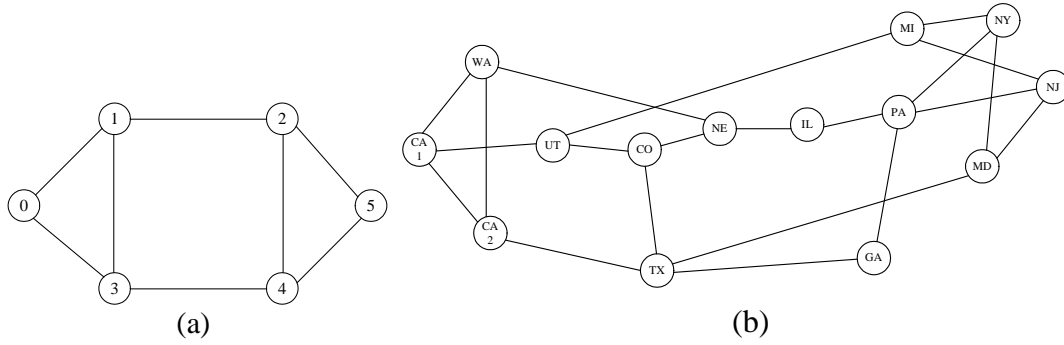


Figura 5.2: Topologias das redes de 6 nós (a) e 14 nós (b), já apresentadas no Capítulo 3

são apresentados os resultados obtidos pela heurística sem o processo de busca local e pelo método híbrido, proposto no capítulo anterior. Contudo, os processos de resolução dos modelos ILPs foram limitados a aproximadamente 1 hora. Os modelos ILPs gerados pelo método híbrido foram resolvidos usando o software Cplex 9.0.

5.3.1 Avaliação dos Parâmetros

Nesta seção é analisado o desempenho de cada procedimento utilizado na heurística e os resultados obtidos com a variação dos parâmetros existentes em cada um deles.

Solução Inicial

A Figura 5.3 apresenta os resultados numéricos obtidos pela função usada para gerar a solução inicial, comparando a acomodação das demandas em ordem crescente (as demandas de menor carga primeiro), arbitrária e decrescente (as demandas de maior carga primeiro). Contrário ao esperado nota-se claramente que a ordenação decrescente produz soluções iniciais de baixa qualidade, o que pode comprometer o desempenho das funções *Squeeze* e BL, afetando também o resultado final obtido pela heurística. Essa característica se deve ao fato do algoritmo permitir o particionamento do tráfego em rotas e canais diferentes. Adicionalmente, comparando a ordenação crescente e arbitrária observa-se que a primeira é ligeiramente melhor, porém, há casos onde a ordenação arbitrária obteve resultados melhores do que a ordenação crescente. Contudo, os resultados numéricos mostraram que a diferença entre estas duas formas de ordenação, crescente e arbitrária, não é suficiente para influenciar no desempenho das funções *Squeeze* e BL.

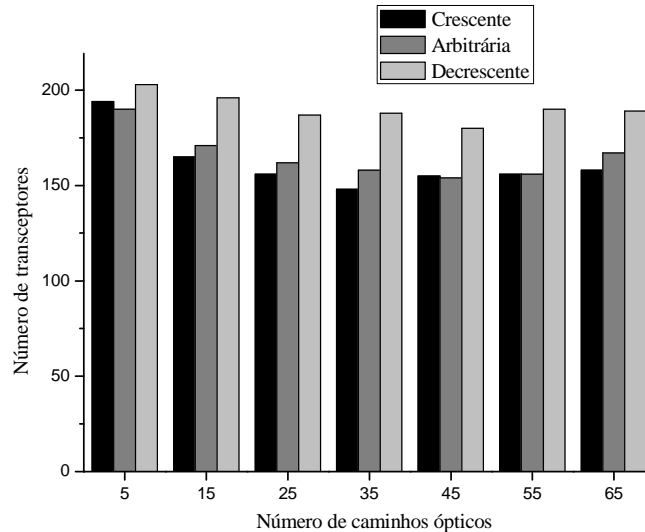


Figura 5.3: Análise de desempenho do procedimento que gera a Solução Inicial

Parâmetro de Subutilização dos Comprimentos de onda

A Figura 5.4 mostra os resultados obtidos para as configurações iniciais e o procedimento *Squeeze* em alguns dos níveis de conectividade estudados (i.e., número de caminhos ópticos diferentes). O procedimento *Squeeze* é analisado variando o parâmetro que define quais comprimentos de onda estão sendo subutilizados. Assim, os resultados investigados são: o resultado obtido pelo procedimento usado para construir a solução inicial e o procedimento de *Squeeze*, considerando canais subutilizados como 25%, 50% e 75% da sua capacidade. O procedimento que obteve melhor desempenho considerava a extinção dos canais utilizando 25% da sua capacidade, exceto para 15 e 25 caminhos ópticos, que obtiveram resultados próximos ao de 50%. Portanto, o critério para determinar a sub-utilização de comprimentos de onda usados na heurística foi de 25% da capacidade do canal. Adicionalmente, note que a tentativa de deixar todos os comprimentos de onda com uma alta utilização pode piorar a solução inicial, que já é considerada boa. Por exemplo, para os casos da rede com 5 e 65 caminhos ópticos.

Critérios de Parada

O Algoritmo 5.1 apresenta dois *loops*, sendo o primeiro para repetir o processo de busca local e, interno a esse, outro para repetir o distúrbio aleatório. Por questão de simplicidade foi adotado o número de iterações como critério de parada em ambos

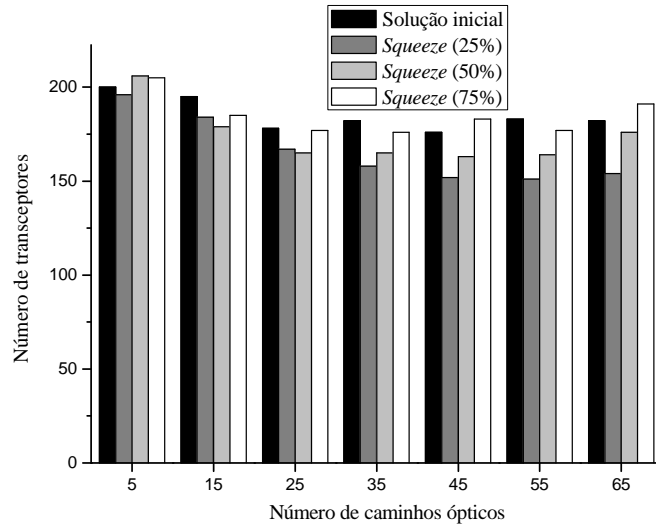


Figura 5.4: Análise de desempenho do procedimento de *Squeeze*

os casos. A escolha desses números de iterações foi puramente empírica, através dos resultados ilustrados nas Figuras 5.5 e 5.6.

A Figura 5.5 representa alguns dos resultados obtidos pelo procedimento de Perturbação Aleatória. Para esse teste, o algoritmo PA foi aplicado sobre a solução inicial, variando apenas o número de iterações (para 100, 1000 e 10000 iterações). Nota-se que na maioria dos casos, 100 iterações não são suficientes para uma melhora considerável, sendo que 1000 e 10000 iterações obtiveram resultados bem próximos. Para os resultados com 15 e 35 caminhos ópticos, 1000 iterações alcançaram um resultado ligeiramente inferior ao atingido com 10000 iterações. Esse fenômeno se deve à total aleatoriedade no procedimento. A Figura 5.6 ilustra o desempenho do procedimento de busca local em relação ao número de iterações. Nota-se que 10 ou 100 iterações atingiram os mesmos resultados, melhorando apenas após 1000 iterações. Para simplificar o gráfico são apresentadas até 1000 iterações, porém realizando mais testes, para o procedimento BL, constatou-se não haver mais ganhos na qualidade das soluções a partir de 1000 iterações. Sendo assim, para o Critério de Parada 1 considerou-se 1000 iterações, enquanto que para o Critério de Parada 2 considerou-se 100 iterações. Cabe lembrar que o *loop* do procedimento PA está dentro do Critério de Parada 1, que já possui 1000 iterações.

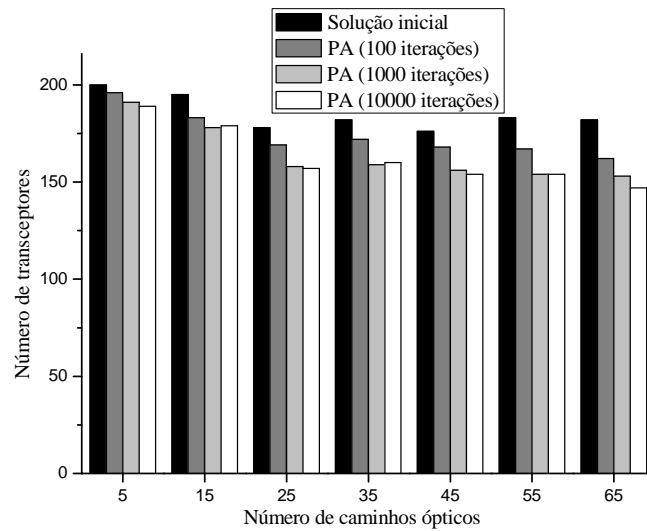


Figura 5.5: Análise de desempenho do procedimento de Perturbação Aleatória, com o Critério de Parada 2

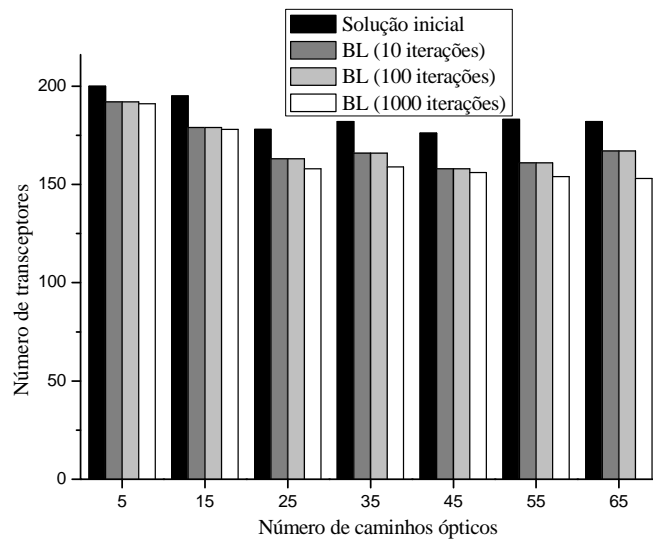


Figura 5.6: Análise de desempenho do procedimento de Perturbação Aleatória, com o Critério de Parada 1

Comparação da heurística com um Modelo ILP

As Figuras 5.7 e 5.8 trazem os resultados obtidos pelas heurísticas propostas e pelo modelo híbrido, para as redes de 6 e 14 nós, respectivamente. A abscissa apresenta o número de caminhos ópticos disponíveis para rede e a ordenada trás o número de transceptores obtidos em cada instância. Adicionalmente, o número no topo da coluna dos resultados do método híbrido mostra o *gap* retornado pelo Cplex após uma hora de processamento, sendo que as colunas que não apresentam tal *gap* obtiveram o resultado ótimo para a instância em questão.

A Figura 5.7 apresenta os resultados da heurística, com e sem busca local, comparados com o modelo híbrido usando como função objetivo a minimização global do número de transceptores, para a rede de 6 nós ilustrados na Figura 5.2 (a). Nessa comparação os resultados apresentados pela heurística com busca local foram próximos do ótimo obtidos pelo modelo híbrido. Isto pode ser observado em todos os níveis de conectividade da rede, desde a rede opaca até a rede com a possibilidade de uso de todos os caminhos ópticos. Cabe destacar que a rede de seis nós não oferece um número de variáveis suficiente para uma análise do tempo computacional, pois a heurística é resolvida quase que instantaneamente, e o modelo ILP não excedeu 1 minuto de processamento em nenhuma das instâncias. Comparando os resultados heurísticos nota-se que a heurística com busca local obteve melhores resultados em quase todos os casos, exceto para 4 e 6 caminhos ópticos, onde as duas obtiveram os mesmos resultados.

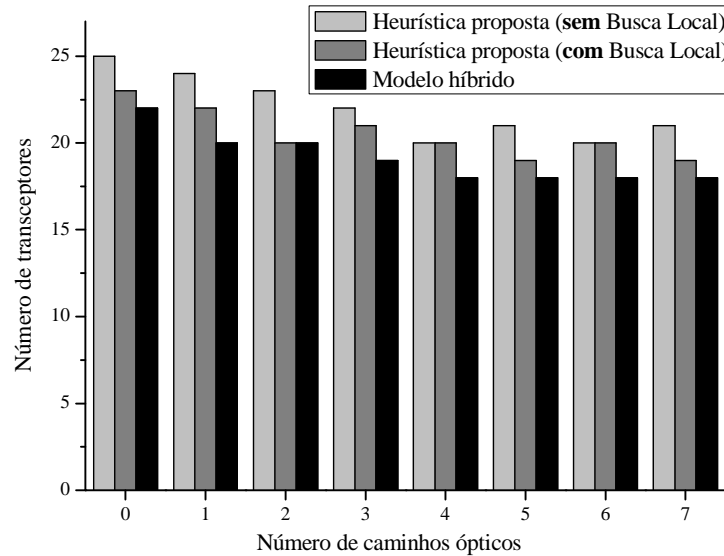


Figura 5.7: Comparação dos resultados obtidos pela Heurística proposta e pelo método híbrido para a rede de 6 nós

A Figura 5.8 apresenta os resultados obtidos pela heurística proposta e pelo modelo híbrido (apresentado no Capítulo 4), com as funções objetivo de minimização global (expressão 3.1) e minimização do “pior caso” (expressão 3.2), para a rede de 14 nós. Comparando os tempos computacionais dos três métodos tem-se que: a formulação ILP com minimização global foi interrompida após uma hora de processamento, sendo apresentado o *gap* no topo de cada coluna, a formulação otimizada para o min-max é resolvida em menos de 1 minuto e a heurística obtém o resultado com aproximadamente 4 minutos. Como esperado, a função objetivo (3.1) obtém

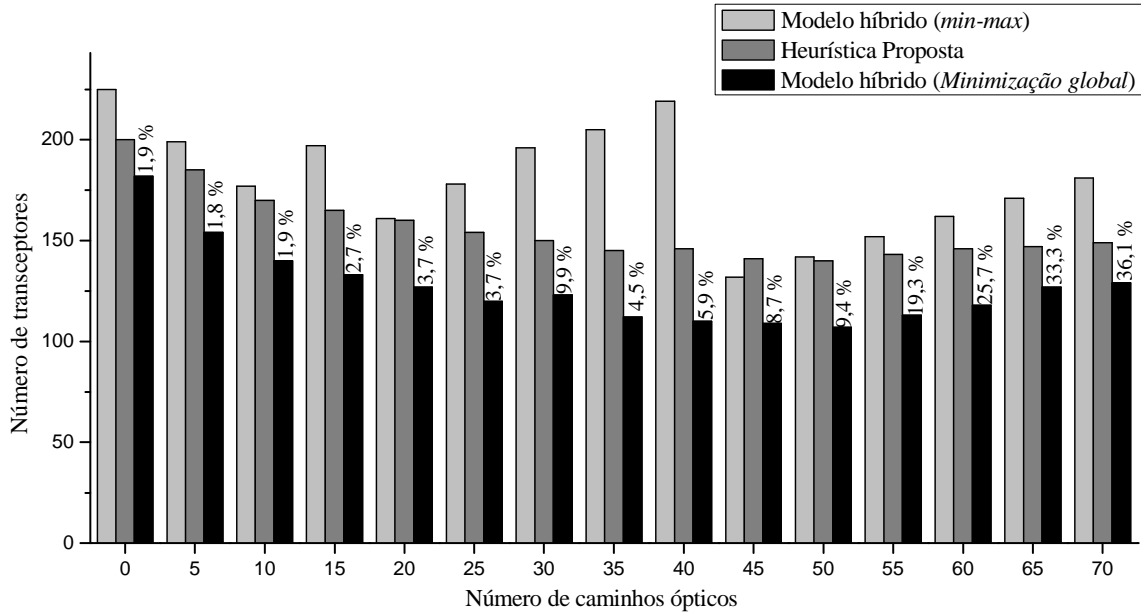


Figura 5.8: Comparação dos resultados obtidos pela Heurística proposta e pelo método híbrido para a rede de 14 nós, considerando as funções objetivo de min-max e de minimização global

melhores resultados em relação ao número total de transceptores, porém, o modelo com esta função objetivo mostra claramente uma complexidade computacional mais elevada, sendo esta complexidade crescente com o número de conexões da rede, como mostrado através do *gap*. Observando os resultados obtidos pela função objetivo (3.2), tal comportamento é explicado pelo fato da otimização ser feita para o pior caso. Encontrando o mínimo, para o pior caso o modelo pode distribuir o tráfego na rede de maneira mais uniforme, aumentando o número total de transceptores. Porém, quando o novo caminho óptico acrescido proporciona uma redução no “pior caso”, o modelo passa a ter menos espaço para rotear o tráfego, assim obtendo também um número baixo de transceptores. Adicionalmente, tem-se que a formulação minimizando o pior caso obteve o min-max igual 5 transceptores para a rede opaca (zero caminho óptico), 4 transceptores para a rede com 5 caminhos ópticos, 3 para a rede com 10 e 15 caminhos ópticos, 2 para a rede tendo de 20 a 40 caminhos ópticos e 1 para a rede tendo acima de 45 caminhos ópticos.

Comparando os resultados da Heurística com as duas formulações ILP, na Figura 5.8, nota-se que a Heurística proposta obteve um resultado entre as duas formulações. Exceto para 45 caminhos ópticos, onde ambas as formulações ILP foram melhores do que a Heurística. Porém, como podem ser observadas na figura, as for-

mulações ILP apresentam dificuldades. Como por exemplo, o fato da minimização global possui uma alta complexidade computacional, exigindo um tempo de processamento muito grande, e os resultados obtidos pelo min-max são altamente dependentes do número de caminhos ópticos disponíveis na rede, não sendo conhecido *a priori* o número de caminhos ópticos para o melhor desempenho do modelo. Enquanto a heurística proposta independe desses fatores.

5.4 Sumário

A heurística proposta neste capítulo subdivide o problema de VTD e TGP de forma similar à feita no capítulo anterior, onde o algoritmo de VTD se resume em habilitar os caminhos ópticos e o TGP é responsável por escolher o conjunto dos caminhos ópticos que são efetivamente usados. A heurística proposta para o TGP, apresentada neste capítulo, consiste basicamente em quatro funções: uma para gerar a solução inicial, uma função para tentar eliminar canais subutilizados, uma busca local e uma função para gerar uma perturbação aleatória no processo de busca local, tentando “fugir” de possíveis mínimos locais. Para avaliar a heurística, nos resultados numéricos, foram usadas duas redes, com 6 e 14 nós. Nas primeiras análises feitas para a heurística, são apresentados alguns resultados numéricos com o desempenho individual de cada procedimento. Além disso, é mostrado o desenvolvimento do processo de escolha dos parâmetros envolvidos na heurística. Em seguida, faz-se uma comparação da heurística proposta com os resultados do modelo híbrido, para as funções objetivo de minimização global e min-max. Para a rede com 6 nós, a heurística obteve resultados próximos aos encontrados pelo modelo ILP (para a minimização global), encontrando o ótimo para o caso da rede com 2 caminhos ópticos. Para a rede com 14 nós, os resultados da Heurística proposta são comparados um modelo ILP usando as funções objetivo de minimização global e min-max. Para tais resultados, a Figura 5.8 mostra que a heurística obtém valores intermediários aos alcançados pelas duas funções objetivos, porém, sem as diferentes dificuldades apresentadas por cada função objetivo do modelo. Como por exemplo, a complexidade do modelo usando a minimização global, em relação ao número de conexões, e a variação dos resultados para as diferentes quantidades de caminhos ópticos, com o min-max. Adicionalmente, os resultados da Figura 5.8 podem ser utilizados para inferir o crescimento da complexidade do modelo com as funções

objetivos de minimização global e min-max, em relação ao número de conexões de uma topologia. Para isso basta observar o crescimento do *gap* após uma hora de processamento do modelo ILP, na minimização global.

Na heurística proposta, cada função apresentada para construir ou melhorar as soluções do algoritmo, são gerais a um método heurístico, isto é, são facilmente adaptáveis à filosofia da maioria das meta-heurísticas conhecidas na literatura. Assim, como trabalhos futuros pode-se “evoluir” a heurística, inserindo novas funções, para o uso de outras estratégias, como por exemplo, múltiplas soluções iniciais ou o “cruzamento” de soluções.

Capítulo 6

TGP com Proteção e Restauração

Nesse capítulo são abordados dois aspectos dos projetos da proteção e restauração em redes ópticas com capacidade de *grooming*. Primeiramente, na Seção 6.2, são propostos dois modelos ILP para proteção e restauração de redes ópticas com topologia em malha. Adicionalmente, tem-se que o uso combinado desses dois modelos produz um método iterativo para uma proteção progressiva da rede. Em seguida, na Seção 6.3, realizou-se um estudo comparativo entre dois métodos de proteção para interconexões de redes com topologia em anel. Para isso foram propostos dois modelos ILP, um para cada estratégia de proteção.

6.1 Introdução

Uma fibra óptica pode transportar mais de uma dezena de terabits por segundo [ZHA 04], através da multiplexação de canais com diferentes comprimentos de onda. Consequentemente, uma falha nos enlaces ópticos ou em qualquer elemento da rede resulta em uma perda muito grande de tráfego com grandes prejuízos para a operadora e para os clientes. Assim, a sobrevivência a falhas é um assunto de suma importância para o projeto da rede. Estudos relacionando as taxas de falhas nos componentes da rede (transmissor, receptor, fibra, etc) e o tempo necessário para a restauração indicam que o rompimento da fibra é a falha mais comum e a que necessita de maior tempo para reparo [TO 94]. Portanto, é nesse contexto de falha que está situada a maioria dos trabalhos relacionados à sobrevivência das redes ópticas, como por exemplo [FAN 03, RAM 99b, OU 03, YAO 05].

Tradicionalmente, as redes ópticas foram inicialmente desenvolvidas para topologia em anel, como ocorreu nas redes SDH de primeira geração. A popularidade das redes baseadas em anel se deve principalmente à simplicidade do gerenciamento e às propriedades de sobrevivência, como o fato do tempo de restauração ser inferior a 50ms [G.7 96]. Contudo, essa topologia apresenta uma baixa eficiência de utilização de recursos e o padrão para redes SDH limitam o tamanho dos anéis em até 16 nós [G.7 96]. Com o crescimento das redes, as topologias têm evoluído para redes em malha e multi-anel, que serão os objetos de estudo nas Seções 6.2 e 6.3.

Na próxima seção, são apresentados alguns conceitos necessários para o estudo do projeto de proteção de rede. Na Seção 6.2, são propostos dois modelos de programação linear inteira para a proteção e restauração da rede frente a falhas específicas. O modelo proposto para o projeto de proteção considera um cenário de rede e uma falha, para inserir recursos adicionais de forma a assegurar a sobrevivência da rede no caso de ocorrer a falha prevista. Adicionalmente, esse projeto de proteção pode ser realizado com uma reconfiguração local ou global: na reconfiguração local apenas as demandas que foram afetadas diretamente pela falha serão realocadas, enquanto que na reconfiguração global após uma falha na rede todo tráfego deve ser realocado. Complementando o primeiro modelo, é proposta também nesta seção uma formulação ILP que busca minimizar o tráfego perdido no caso de falha de algum dispositivo da rede. Como os dois modelos usam um cenário inicial e uma alteração neste cenário, estes são capazes de simular qualquer tipo de falha ou alteração na rede. Ainda tem-se que o uso combinado dos modelos produz um método iterativo de proteção capaz de encontrar e suprir pontos vulneráveis na rede. Na Seção 6.3 é proposta uma investigação tratando da proteção na interconexão de anéis, com dois nós de interconexão entre os anéis, *dual node interconnection* (DNI). Dentre as opções de proteção em DNI, as mais conhecidas e estudadas neste capítulo são o anel virtual, (*virtual ring* - VR), e *Drop and Continue* (D&C) [VAS 04], que são melhor explicadas na Seção 6.3.

6.2 Sobrevivência de Redes em Malha

Os conceitos básicos sobre proteção e restauração das redes ópticas já foram apresentados na Seção 2.1.2. Assim, na próxima seção são apresentados elementos que

estão diretamente relacionados ao estudo da proteção das redes em malha.

6.2.1 Trabalhos Relacionados e Contribuições

Frequentemente, os trabalhos encontrados são direcionados para a proteção total da rede, não permitindo uma proteção parcial ou proteção de elementos específicos da rede. Por exemplo, [FAN 03, RAM 99b], que propõem modelos ILPs para proteção. Ambos os trabalhos apresentam métodos ILPs para o problema de *grooming* de tráfego, com proteção dedicada e compartilhada, para redes em malhas. Porém, devido à complexidade dos modelos, os resultados numéricos apresentados contemplam apenas matrizes esparsas, como é o caso de [FAN 03], que resolve um modelo para uma topologia de 10 nós com somente 18 demandas.

Recentemente alguns estudos têm proposto a investigação da proteção parcial da rede, [SIV 06, FAN 05]. Esse tipo de proteção ocorre quando o usuário admite que apenas uma parte da demanda seja recuperada em caso de falha no caminho de trabalho. Em [SIV 06] é apresentado um método para a proteção parcial considerando tráfego dinâmico, portanto sai do escopo de estudo realizado nesse trabalho. Com propostas de modelos ILP, o trabalho [FAN 05] apresenta duas formulações: uma para a minimização dos custos da rede e outra para a maximização da proteção. Assim, seguindo a idéia de proteção parcial, nesta seção são propostos dois modelos ILPs para proteção e restauração de redes em malha. Porém, diferente dos modelos encontrados na literatura, os modelos aqui propostos consideram o estado atual da rede, provendo assim uma proteção 1:1.

O primeiro modelo apresentado tem como proposta o projeto de proteção de redes (PPR). Nesse modelo, dada uma rede previamente configurada e uma ou mais falhas, o objetivo é encontrar o número mínimo de transceptores (e seus posicionamentos) para recuperar 100% do tráfego, re-roteando apenas as demandas afetadas pela falha. Nos mesmos moldes do modelo anterior, é proposto também um projeto para a restauração de tráfego (PRT), onde, identificando recursos disponíveis na rede, são propostos esquemas de configuração da rede para restauração do máximo de tráfego, em caso de falhas que não foram previamente previstas no projeto de proteção. Assim, o uso combinado dos dois modelos forma um método iterativo, promovendo uma proteção parcial e progressiva da rede. Esse método ainda é capaz de encontrar e proteger pontos vulneráveis na rede.

6.2.2 Modelos ILP

O modelo apresentado a seguir representa a formulação matemática para a estratégia de proteção anel virtual (*virtual ring* - VR). Esse modelo segue o método de formulação que relaciona os enlaces aos caminhos, devido à facilidade em se controlar as rotas a serem usadas. Esse método é exemplificado pelo modelo *rAC* do Capítulo 3. Assim, aqui são usados os mesmos dados de entrada: R^{sd} para o conjunto de rotas entre um par sd ; r como índice que identifica uma rota, $r \in R^{sd}$; e $\delta_{ij,r}^{sd}$ como o parâmetro binário que assume 1 se o enlace ij é usado pela rota r para transmitir a demanda de tráfego sd , e 0 caso contrário. São usadas também as mesmas variáveis do *rAC*: C_r^{sd} , que é a quantidade de tráfego que tem como origem e destino o par de nós sd e está sendo transmitida através da rota r , e X_{ij} , que é a quantidade de tráfego no enlace ij . O modelo deve indexar os caminhos de proteção e uma variável binária do caminho de trabalho, que é usado para garantir que os caminhos de trabalho e proteção sejam disjuntos. Assim, do modelo discutido no Capítulo 3, tem-se que adicionar as variáveis com as seguintes definições:

P_r^{sd} representa a quantidade de tráfego com origem em s e destino em d , usando a rota r para um caminho de proteção. Os caminhos de proteção considerados nesse trabalho devem ser disjuntos, por nó, aos caminhos de trabalho de cada demanda.

PB_r^{sd} é uma variável binária que indica o uso da rota r para atender a demanda de proteção sd . Então, ela assume o valor um se a rota r é usada pela demanda sd para proteção, e zero caso contrário.

CB_r^{sd} é uma variável binária indicando o uso da rota r para atender a demanda de trabalho sd .

Assim como todos os modelos tratando do projeto de rede nesse trabalho, o modelo de redes opacas com proteção 1+1 também utiliza a minimização do número de conversores óptico-eletrônico-óptico (*OEO*) como função objetivo, já apresentado pela expressão 3.1.

$$\min : \sum_i OEO_i$$

Restrições:

$$\text{traf}[s][d] \times CB_r^{sd} \geq C_r^{sd}, \forall s, d, r; s \neq d \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.1)$$

$$\text{traf}[s][d] \times PB_r^{sd} \geq P_r^{sd}, \forall s, d, r; s \neq d \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.2)$$

$$EOE_i \geq \frac{\sum_j X_{ij}}{C}, \forall i \quad (6.3)$$

$$CB_r^{sd} + \sum_{r'} PB_{r'}^{sd} \leq 1, \forall s, d, r, r'; s \neq d; r, r' \in R_{sd} \quad (6.4)$$

$$\sum_{sd} \sum_r \delta_{ij,r}^{sd} \times (C_r^{sd} + P_r^{sd}) = X_{ij}, \forall i, j; E[i][j]=1 \quad (6.5)$$

$$\sum_r P_r^{sd} = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (6.6)$$

$$X_{ij}, XN_{ij} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, k; E[i][j]=1 \quad (6.7)$$

$$C_r^{sd}, P_r^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, r; s \neq d \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.8)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (6.9)$$

$$CB_r^{sd}, PB_r^{sd} \in \{0, 1\} \forall s, d, r; s \neq d \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.10)$$

Descrição do modelo matemático:

Semelhante à restrição (3.3) que relaciona as variáveis $X_{ij,w}$ e $XB_{ij,w}$, a restrição (6.1) é usada para estabelecer a relação entre as variáveis C_r^{sd} e CB_r^{sd} . Além disso, (6.1) assegura que C_r^{sd} nunca excederá a demanda de tráfego sd . Analogamente tem-se a restrição (6.2) para os caminho de proteção.

A restrição (6.3) é análoga à (3.23), e expressa o número de transceptores necessários, conforme a quantidade de tráfego usando o enlace ij e a capacidade de cada comprimento de onda do canal C .

As variáveis binárias CB_r^{sd} e $PB_{r'}^{sd}$ indicam uso da rota r pelo tráfego de trabalho da demanda sd e o uso da rota r' pelo tráfego de proteção da demanda sd , respectivamente. Como todas as rotas são pré-computadas pode-se associar a cada rota de trabalho $r \in R_{sd}$ um conjunto de rotas $r' \in R_{sd}$ de modo que todas as rotas r' são disjuntas à rota dada r . A partir desse controle das rotas a serem usadas pelas demandas de trabalho e proteção, a restrição (6.4) assegura que os caminhos

de trabalho e proteção, usados para atender uma demanda sd , devem ser disjuntos por nó.

A Equação (6.5) define a restrição de *grooming* de tráfego, essa restrição é análoga à restrição (3.16). Porém, na restrição (6.5) a soma é realizada sobre as demandas de trabalho e proteção que passando em um enlace ij , de forma que essa soma deve ser igual a X_{ij} .

A restrição (6.6) é análoga à (3.15), porém para o tráfego de proteção. Assim, a restrição (6.6) garante que todo tráfego possui um caminho de proteção.

As expressões (6.7), (6.8) e (6.9) representam as restrições de não-negatividade e integralidade das variáveis X_{ij} , XN_{ij} , C_r^{sd} , P_r^{sd} e OEO_i , respectivamente, e a restrição (6.10) assegura que as variáveis CB_r^{sd} e PB_r^{sd} são binárias.

Para ambos os modelos apresentados a seguir, é utilizada a mesma notação proposta para os modelos do tipo NA , que é utilizada devido a sua flexibilidade e simplicidade para trabalhar com elementos isolados na rede. Porém, como aqui são tratadas a proteção e restauração, têm-se como dados de entrada uma configuração da rede e a falha a ser tratada, representadas por:

$Net_{ij,w}^{sd}$: que contém todas as informações da configuração de trabalho da rede, com roteamento e comprimento de onda para cada demanda sd , que não foram alteradas com a falha.

F : um conjunto que contém todas as demandas que devem ser re-roteadas devido a alguma falha (por enlace, nó ou comprimento de onda). Note que com F definido, é possível tratar qualquer tipo de falha, simples ou múltipla.

Projeto de Proteção de Redes (PPR)

O objetivo deste modelo é minimizar os custos de instalação. Assim pode-se considerar 3.1, $\min : \sum_i OEO_i$, como função objetivo.

Para gerar a nova configuração da rede, será usado como base o modelo NA , adicionando apenas as restrições de configuração inicial da rede, $Net_{ij,w}^{sd}$.

Restrições: Do modelo NA são utilizadas as restrições (3.3), (3.4), (3.6), (3.7) e (3.5), apresentadas a seguir, completando o modelo com a restrição (6.16).

$$C \times XB_{ij,w} \geq X_{ij,w}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.11)$$

$$\sum_{sd} C_{ij,w}^{sd} = X_{ij,w}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.12)$$

$$\sum_j C_{ij,w}^{sd} - \sum_j C_{ji,w}^{sd} = \begin{cases} D_{sd,w} & \text{se } i = s \\ -D_{sd,w} & \text{se } i = d \\ \text{zero} & \text{se } i \neq s \neq d \end{cases} \quad \forall s, d, i, w; s \neq d \text{ e } w \in W \quad (6.13)$$

$$\sum_j \sum_w XB_{ij,w} = OEO_i, \forall i \quad (6.14)$$

$$\sum_w D_{sd,w} = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (6.15)$$

$$C_{ij,w}^{sd} = Net_{ij,w}^{sd}; \forall s, d \notin F \quad (6.16)$$

$$X_{ij,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.17)$$

$$C_{ij,w}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, i, j, w; s \neq d, E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.18)$$

$$D_{sd,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, w; s \neq d \text{ e } w \in W \quad (6.19)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (6.20)$$

$$XB_{ij,w} \in \{0, 1\}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.21)$$

Descrição do modelo matemático:

As 5 primeiras restrições existentes no modelo *PPR* são iguais às do modelo *NA*, apresentado e discutido no Capítulo 3.

A equação (6.16) transfere para o modelo as informações da configuração de trabalho da rede, excluindo as demandas afetadas pela falha. Esta restrição ainda assegura que, em caso de falha, uma demanda que não foi diretamente afetada não seja interrompida para o processo de restauração. A esse processo dar-se-á o nome de reconfiguração local. Por outro lado, se tal restrição for ignorada, de forma que o modelo não receba o estado atual da rede como dado, o modelo retornará uma reconfiguração global da rede. Esta restrição também é considerada como contribuição nessa proposta de modelo. Como tal restrição insere uma configuração

parcial da rede, tem-se uma redução nos custos computacionais consequente da pré-atribuição de algumas variáveis no modelo. Além do estudo da proteção, tal restrição pode ser utilizada para investigação de tráfego incremental na rede.

As expressões (6.17), (6.18), (6.19) e (6.20) representam as restrições de não-negatividade e integralidade das variáveis $X_{ij,w}$, $C_{ij,w}^{sd}$, $D_{sd,w}$ e OEO_i , respectivamente. A restrição (6.21) assegura que a variável $XB_{ij,w}$ é binária.

Projeto de Restauração de Tráfego (PRT)

Como em [ZHU 02], que trata do projeto de rede e não da proteção, neste modelo os recursos disponíveis nas redes são uma restrição do problema e não o objetivo do processo. Assim, dentro das condições da rede e uma falha não prevista, busca-se a maximização do tráfego recuperado. Como variável adicional tem-se $S_{sd,w}$, que é uma variável de folga, representando a fração da demanda de tráfego ($\text{traf}[s][d]$) sobre o comprimento de onda w que não foi possível re-rotear em virtude da falha analisada.

Função objetivo: um projeto de restauração deve minimizar a quantidade total de tráfego perdido, como representado em 6.22.

$$\min : \sum_{sd,w} S_{sd,w} \quad (6.22)$$

Restrições: Do modelo NA são utilizadas as restrições 3.3, 3.4, 3.6 e 3.7. Ainda, a restrição 3.5 é substituída por 6.27 e adicionada 6.28.

$$C \times XB_{ij,w} \geq X_{ij,w}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.23)$$

$$\sum_{sd} C_{ij,w}^{sd} = X_{ij,w}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.24)$$

$$\sum_j C_{ij,w}^{sd} - \sum_j C_{ji,w}^{sd} = \begin{cases} D_{sd,w} & \text{se } i = s \\ -D_{sd,w} & \text{se } i = d \\ \text{zero} & \text{se } i \neq s \neq d \end{cases} \quad (6.25)$$

$\forall s, d, i, w; s \neq d \text{ e } w \in W$

$$\sum_j \sum_w XB_{ij,w} = OEO_i, \forall i \quad (6.26)$$

$$\sum_w (D_{sd,w} + S_{sd,w}) = \text{traf}[s][d], \forall s, d; s \neq d \quad (6.27)$$

$$XB_{ij,w} = \begin{cases} 1 & \text{quando } \sum_{s,d \notin R} Net_{ij,w}^{sd} \neq 0 \\ 0 & \text{caso contrário} \end{cases}, \forall i, j; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.28)$$

$$X_{ij,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.29)$$

$$C_{ij,w}^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, i, j, w; s \neq d, E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.30)$$

$$D_{sd,w}, S_{sd,w} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, w; s \neq d \text{ e } w \in W \quad (6.31)$$

$$OEO_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (6.32)$$

$$XB_{ij,w} \in \{0, 1\}, \forall i, j, w; E[i][j]=1 \text{ e } w \in W \quad (6.33)$$

Descrição do modelo matemático:

As 4 primeiras restrições existentes no modelo *PPR* são iguais às do modelo *NA*, apresentado e discutido no Capítulo 3.

Na restrição (6.27) a soma das frações, de uma demanda, para todos os comprimentos de onda, seja para o tráfego recuperado ($D_{sd,w}$) ou perdido ($S_{sd,w}$) deve ser igual a demanda exigida pela matriz ($\text{traf}[s][d]$). Como a função objetivo tenta minimizar o tráfego perdido, note que a variável $S_{sd,w}$ pode atingir o valor zero e assim recuperar todo o tráfego, sendo distribuído pelas frações de $D_{sd,w}$.

A somatória existente na restrição (6.28) assume um valor maior do que 0 se existe algum tráfego usando o comprimento de onda w no enlace ij , fixando a existência de um transceptor nesse ponto da rede. No caso contrário, não é permitido a instalação de novos equipamento na rede. Isto é, a expressão 6.28 atribui os transceptores que podem ser usados na restauração da rede. Assim, o modelo permite apenas o uso dos transceptores (e portanto dos comprimentos de onda) dos enlaces ij alocados a uma demanda sd que não foi afetada.

As expressões (6.29), (6.30), (6.31) e (6.32) representam as restrições de não-negatividade e integralidade das variáveis $X_{ij,w}$, $C_{ij,w}^{sd}$, $D_{sd,w}$, $S_{sd,w}$ e OEO_i . A restrição (6.33) garante que a variável $XB_{ij,w}$ é binária.

Os dois modelos propostos, um para localizar um número mínimo de transcep-

tores em um projeto de proteção de rede (PPR), e outro para encontrar a melhor configuração da engenharia de tráfego (PRT), minimizando a quantidade de demandas não atendidas, são facilmente combinados formando um método iterativo, que será detalhado mais adiante. Com essas características, esse método é capaz de destacar as deficiências no projeto de proteção considerando diferentes falhas, e aprimorar a proteção demandando recursos nos pontos críticos da rede.

6.2.3 Estudo de Casos

Para análise dos modelos é necessário um cenário inicial (topologia física e configuração de roteamento do tráfego) e um conjunto de falhas a serem consideradas, onde PPR e PRT possam ser aplicados. Assim, é possível encontrar a solução ótima para o posicionamento dos recursos de proteção e o plano de restauração da rede para a melhor utilização dos recursos. Na Figura 6.1 é mostrada a topologia de 8 nós e a carga dos enlaces obtidas do cenário inicial, gerado pelo modelo *NA*, que contém 47 transceptores. A matriz de tráfego considerada neste estudo está apresentada no Apêndice A como a Tabela A.3. Os enlaces foram representados por F_k , com $k = \{1, 2, \dots, 10\}$, e sua carga por $Y_{i,j}$ (definido pela expressão 6.34) já ordenadas de forma decrescente. Por exemplo, o enlace com a maior carga, F_1 , que possui a carga $Y_{3,4} = 384$ unidades de tráfego, corresponde à ligação entre os nós 3 e 4. Os estudos de casos são investigados com objetivo de mostrar a flexibilidade dos modelos. No primeiro, o custo da rede é analisado para o caso de falha de um único enlace, evitando uma reconfiguração global da rede. Então, a máxima sobrevivência de tráfego é encontrada para o projeto tratando a falha de um enlace, e, finalmente, é mostrado como as formulações podem melhorar a configuração da rede provendo sobrevivência, com o mínimo de recursos adicionados.

$$Y_{ij} = \sum_w [X_{ij,w} + X_{ji,w}], \forall i, j; i < j \quad (6.34)$$

Reconfiguração Global vs. Local

A Figura 6.2 mostra o aumento do número de transceptores necessários para proteção total do tráfego *versus* as possíveis falhas de enlace, considerando as estratégias de reconfiguração local e global. Para reconfiguração global, o projeto de re-roteamento

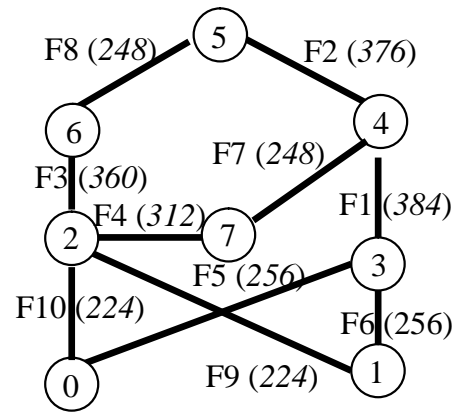


Figura 6.1: Topologia de rede, matriz de tráfego e carga dos enlaces

pode impor uma mudança em todas as demandas na configuração da rede. Enquanto para reconfiguração local apenas trata as demandas que foram diretamente afetadas pela falha, não permitindo mudança nas demais demandas. Em uma rede real, a reconfiguração global é impraticável pois a re-alocação de todas as demandas provoca uma perda enorme de tráfego. Porém, essa estratégia é apresentada como um recurso de comparação.

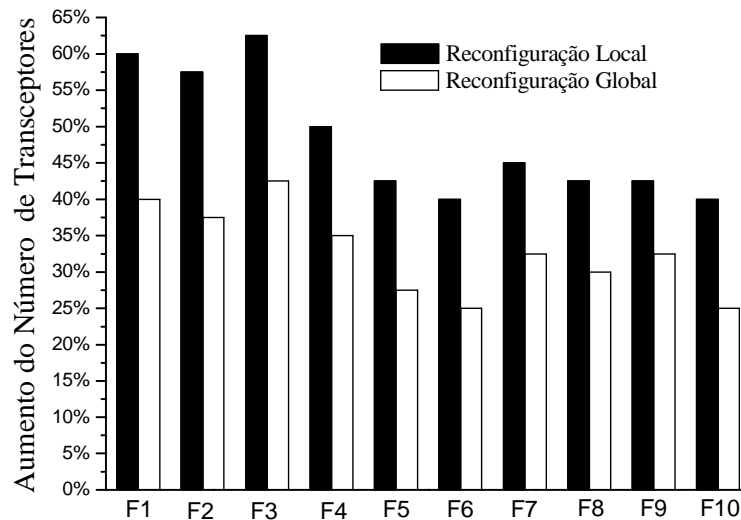


Figura 6.2: Reconfiguração Global e Local vs. Falha de enlaces

Como esperado, uma reconfiguração local é sempre mais custosa. Contudo, a diferença dos custos de proteção não excedeu 20%, mesmo para a falha do enlace F1 (o enlace mais carregado no cenário inicial). Assim, conforme o serviço prestado a cada demanda, após uma falha o operador pode decidir quais demandas podem sofrer uma reconfiguração, beneficiando assim serviços de alta disponibilidade. Cabe destacar que também foi calculada a proteção de todos os enlaces pela estratégia

1+1. Tal proteção necessitou de 168% transceptores a mais do que o cenário inicial.

Reconfiguração do Tráfego para um Melhor uso dos Recursos de Proteção

A Figura 6.3 mostra a porcentagem de tráfego recuperado pelo modelo PRT para cada falha de enlace, considerando o cenário inicial (modelo *NA* sem proteção) e a configuração obtida por PPR em um esquema de reconfiguração local, para o caso de proteção da falha no enlace F1. Comparando a quantidade de tráfego recuperado por PRT nos dois cenários, fica claro como um projeto de rede com uma configuração ótima, mas sem proteção, é extremamente vulnerável. Por exemplo, na Figura 6.3 pode-se notar que, para o projeto ótimo sem proteção, o modelo PRT conseguiu recuperar no máximo 15% do tráfego afetado para o caso de falha no enlace F6, sendo que as demandas utilizando os enlaces F1, F7, F8, F9 e F10 seriam totalmente perdidas.

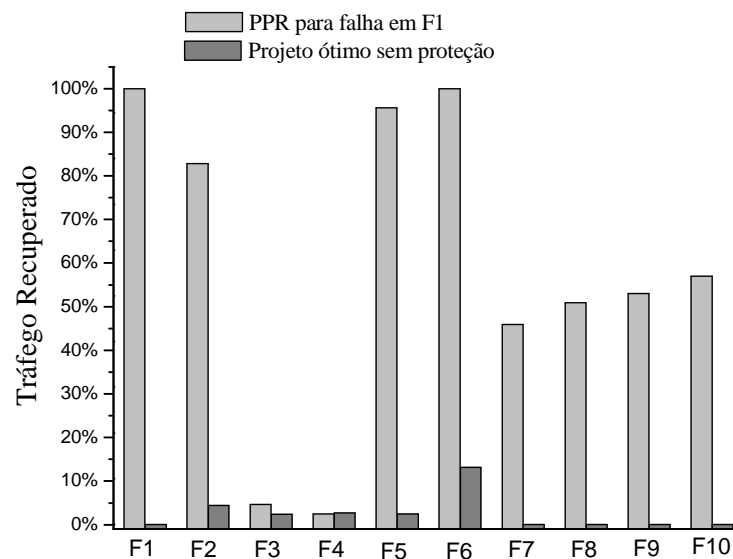


Figura 6.3: Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção para a Falha F1 vs. Falha de enlaces

Claro que toda a rede com capacidade livre é capaz de recuperar parte do tráfego perdido por uma falha. Porém, na Figura 6.3 é mostrado como o modelo PRT pode otimizar o uso dos recursos. Assim, tem-se que uma rede com capacidade livre (17 transceptores adicionais dado pelo modelo PPR) para re-acomodação das 384 unidades de tráfego no caso de falha em F1, pode beneficiar outros pontos da rede. Além do esperado 100% de proteção do tráfego para falha de F1, como mostrado na Figura 6.3, as demandas atingidas por outras falhas também podem

ser parcialmente ou até totalmente recuperadas. Embora a configuração da rede obtida com a reconfiguração dada por PRT possa ser completamente diferente do esquema obtido usando PPR para falha F1, é claro que ambos devem ser capazes de recuperar totalmente as 384 unidades de tráfego para o caso de falha em F1. Além disso, é possível notar que as configurações específicas para cada falha dada por PRT obtêm um uso ótimo para os transceptores adicionais, alcançando uma proteção completa para F6 (embora o projeto de PPR tenha sido para proteção de F1) e aproximadamente 95% e 85% de restauração de tráfego para falhas em F2 ou F5, respectivamente.

Custos da Rede para um Projeto de Proteção Progressiva

Na Figura 6.3, pode-se observar que as demandas sobre os enlaces F3 e F4 não tiveram melhorias significativas na proteção, com os recursos adicionados para proteger F1, comparando com o projeto sem proteção. Então, um processo de proteção iterativo pode ser realizado, reaplicando o modelo PPR para assegurar níveis de sobrevivência para a rede, como minimização dos recursos adicionados. Por exemplo, para o enlace menos protegido na Figura 6.3 (i.e., F4) utilizou-se o modelo PPR para encontrar o número mínimo de transceptores necessários para proteger este enlace, sendo que 13 transceptores devem ser adicionados para tal tarefa. Combinando os resultados obtidos por PPR para a proteção de F1 ou F4, 31 transceptores devem ser adicionados ao cenário inicial, assegurando 100% de proteção do tráfego em ambos, no caso de falha única de enlace. Calculando os benefícios desses recursos adicionais, PRT pode melhorar significativamente as taxas de restauração para outras falhas de enlaces, como apresentados na Figura 6.4, que em princípio foi projetada apenas para F1 ou F3. Note que, além da proteção total de F6, que já tinha sido anteriormente obtida, as configurações geradas pelo PRT foram capazes de recuperar quase completamente as demandas interrompidas pelas falhas F5, F7 ou F10. No pior caso de falha, aproximadamente 25% do tráfego foi deixado sem serviço, para uma falha em F3. Assim, o próximo passo do processo é concatenar os recursos exigidos para a proteção de F3 com os recursos adicionais da proteção das falhas F1 e F4, obtendo 100% de proteção para essas falhas.

Seguindo com as próximas iterações do método proposto, a Figura 6.5 apresenta os resultados para os casos de falha em cada enlace, adicionando sequencialmente

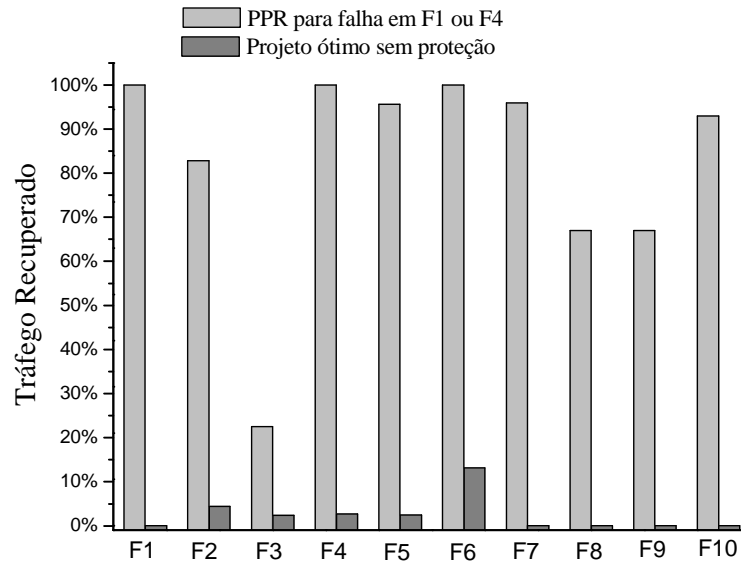


Figura 6.4: Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção para as Falha F1 e F4 vs. Falha de enlaces

os recursos destinados à proteção de F3, F9, F2 e F5, representados pela Figura 6.5 (a), (b), (c) e (d), respectivamente. Note que na Figura 6.5 (d) ainda não foi obtido 100% de restauração para todas as falhas. Porém, com o acréscimo de mais 1 transceptor, esse nível de proteção é atingido. Nota-se também que os recursos inseridos e os benefícios extras obtidos a cada iteração são tipicamente decrescentes. Assim, como nas primeiras iterações, para a proteção de F1 e F4 foram adicionados a maior parte dos recursos extras e também obteve-se a maior evolução na proteção. Porém, para atingir a proteção 1:1 para todas as falhas de enlaces foram preciso 7 iterações, onde 6 iterações estão representadas nas Figuras 6.3-6.5 e a sétima é usada para “completar” a proteção de F7 (que ainda se mostra com aproximadamente 95% de proteção, na Figura 6.5 (d)). Ao final do processo, o método proposto encontrou um resultado total de 92 transceptores para admitir uma proteção para a falha de qualquer enlace da rede, enquanto que, para uma proteção usando a estratégia 1+1, foram necessários 126 transceptores. Contudo, vale destacar que o método proposto não suporta a duplicação de todo o tráfego, como feito para a proteção 1+1.

O método iterativo proposto obteve uma economia de 34 transceptores em relação à proteção 1+1 (34 transceptores corresponde a 37% a mais que o método iterativo proposto nesta seção). Porém, na prática, existem demandas com exigência de *QoS* que não admitem o tempo de restauração necessário em um esquema 1:1. Assim, métodos híbridos, combinando 1+1 e 1:1 têm sido propostos para minimizar as

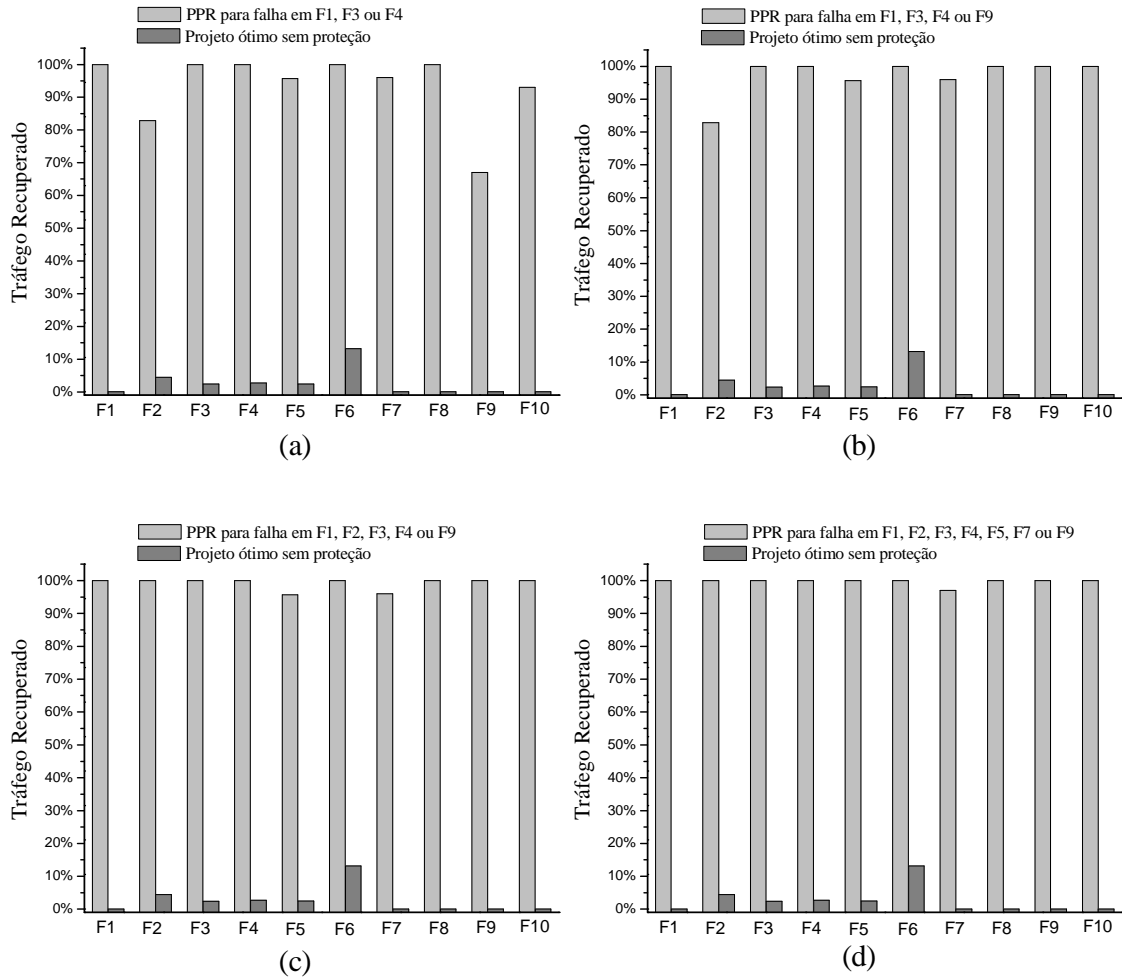


Figura 6.5: Restauração do tráfego em uma rede sem proteção e com proteção progressiva vs. Falha de enlaces

desvantagens de cada esquema [SHE 05, SIV 03]. Seguindo esta tendência, chamada de *Quality of Protection - QoP*, é possível combinar o modelo 1+1 com o método proposto, provendo diferentes níveis de sobrevivência para cada demanda. Este esquema híbrido certamente irá produzir um cenário de rede de custo intermediário e prover *QoS* para as demandas que realmente necessitam desse serviço.

6.3 Interconexão em Redes Translúcidas para Multi-anéis com DNI

Na seção anterior foram propostos dois algoritmos para proteção e restauração com um estudo de caso. Apesar do estudo de caso apresentado considerar apenas redes

em malha, os modelos podem ser adaptados em um caso de rede multi-anel, bastando para isso seguir as indicações feitas no Capítulo 3. Como a proteção interna de um anel é um assunto bem discutido na literatura, esta seção tem como foco as estratégias para a proteção da interconexão de anéis.

6.3.1 Trabalhos Relacionados e Contribuições

Como mencionado, são encontrados na literatura dois tipos básicos de interconexão de anel, com um ou dois nós de interseção, chamados de SNI e DNI, respectivamente. Porém, a estratégia SNI, que tem apenas um ponto de conexão, deve ser evitada sempre que for exigida uma rede com um alto nível de confiabilidade. Um esquema de proteção DNI, por ter dois pontos de conexão entre os anéis, pode ser implementado através das estratégias 1+1, que neste contexto são conhecidas como anel virtual (*virtual ring* - VR) e *drop and continue* (D&C) [VAS 04]. Mais recentemente, o trabalho [RAI 08] propõe um algoritmo heurístico para o problema de agrupamento de tráfego em uma rede multi-anel com proteção D&C. Porém, apesar de investigar o crescimento do tráfego na rede, este trabalho mantém sempre a mesma proporção entre as demandas intra-anel e inter-anel. Além disso, não são apresentados modelos exatos ou limites inferiores que avaliem os resultados obtidos pela heurística. Também duplicando o sinal como VR, porém apenas nos nós de interconexão, o D&C só utiliza para fins de redundância os recursos destinados à interconexão dos anéis. Para análise destas estratégias, dois modelos ILPs são propostos, um para cada método de proteção de interconexão em uma rede multi-anel com DNI (VR e D&C). Seguindo os moldes dos modelos de projeto de redes para o problema de *grooming* de tráfego, a função objetivo de minimização do custo da rede, traduzido em número de conversões opto-eletrônico-opto, é tratada em uma rede SDH pelo número ADMs (*add-drop multiplexers*). Além da proposição do modelo ILP para a estratégia D&C, esse estudo ainda trás como contribuição a investigação da topologia multi-anel DNI para redes translúcidas com caminhos ópticos internos aos anéis. Adicionalmente, os resultados numéricos também apresentam o crescimento das demandas de tráfego inter-anel e intra-anel.

6.3.2 Estratégias de Proteção DNI

A Figura 6.6 exemplifica os dois esquemas de proteção considerados neste trabalho, VR e D&C. Para simplificar a ilustração foi usada uma rede formada por dois anéis bidirecionais. Embora as duas demandas de um par de nós, na prática, possam ser roteadas por diferentes caminhos, para simplificar, na Figura 6.6, são consideradas as duas direções usando o mesmo caminho. Considere uma demanda de conexão entre os nós 1 e 3 através do caminho 1-2_a-2_b-3, sendo este o caminho de trabalho. Cabe ainda destacar que 2_a e 2_b são partes de um mesmo nó. A linha tracejada representa o fluxo de tráfego para o caso da proteção VR, enquanto a linha pontilhada representa o fluxo de tráfego para o caso da proteção D&C. O esquema de proteção de VR gera uma cópia do sinal na origem (nó 1) e envia para o destino (nó 3) usando para isso um caminho disjunto ao caminho de trabalho, 1-6-5_a-5_b-4-3, formando assim, um anel virtual. O esquema D&C também duplica o sinal, porém apenas entre os nós de interseção. O sinal entra no nó 2_a, é então copiado para o nó 2_b e enviado para outro nó de interconexão 5_a, o qual também envia o sinal para 2_b (através do nó 5_b). Assim, o nó 2_b pode selecionar o melhor sinal e transmitir para o nó 3 no anel R_b.

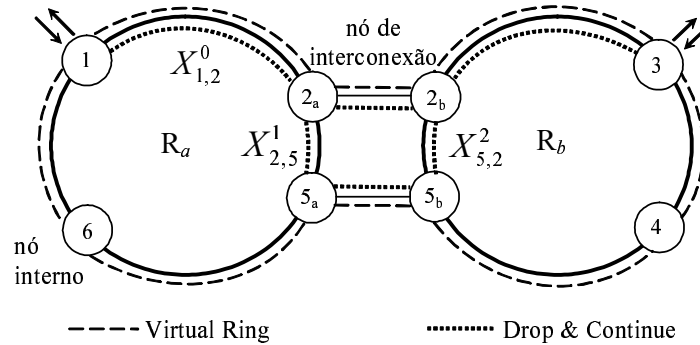


Figura 6.6: Estratégias de Proteção para DNI

Arquitetura dos Nós da Rede Multi-anel Considerada

Em uma rede multi-anel, os nós podem ser classificados em dois tipos de acordo com suas características de interconexão: nós internos e nós de interconexão. Os nós internos são aqueles pertencentes a um único anel, enquanto os nós de interconexão estão situados na interseção de anéis.

Um nó interno do anel é composto por um demultiplexador WDM (DMUX),

um multiplexador WDM (MUX), um comutador óptico e alguns ADMs. A função deste nó é demultiplexar o sinal WDM para extrair os comprimentos de onda que carregam tráfego destinado ao nó, enquanto os outros passam de forma transparente pelo nó. Além disso, o nó pode retirar um comprimento de onda para agregar tráfego de baixa velocidade através do processamento eletrônico oferecido pelos ADMs, os quais também têm a função de adicionar e retirar tráfego para portas locais. Na arquitetura de um nó de interseção, os comutadores ópticos são usados para retirar comprimentos de onda que carregam tráfego entre os anéis e podem deixar passar, transparentemente, um tráfego interno ao anel. Os ADMs são responsáveis pelo agrupamento de tráfego dentro do anel, enquanto os comutadores eletrônicos (DXC) são usados para comutar tráfego de baixa velocidade dentro do nó de interconexão, ou adicionar e retirar tráfego para portas locais.

Note que as arquiteturas escolhidas para formar os anéis permitem a implementação de uma rede translúcida, porém com algumas restrições. A principal restrição da rede translúcida é a limitação imposta aos caminhos ópticos, que devem estar contidos inteiramente dentro de um único anel. Para exemplificar, considere o anel R0 na Figura 3.2 contida no Capítulo 3. Como um caminho óptico é uma conexão transparente com dois ou mais saltos, os caminhos ópticos possíveis são 0-2 e 1-3. Note que tal restrição é totalmente condizente com o estudo de uma rede multi-anel, pois uma das características do roteamento de uma rede multi-anel é que a demanda intra-anel não deve usar recursos de outro anel. Além disso, tal característica facilita o gerenciamento da rede e reduz a complexidade durante o projeto.

6.3.3 Formulações ILP

Os modelos aqui propostos seguem as mesmas definições apresentadas na Seção 4.2, onde a primeira fase do projeto multicamada, com a escolha dos caminhos ópticos e o roteamento sobre a camada óptica, é realizado por um dos modelos propostos a seguir. Portanto a matriz de adjacências usada nessa seção segue a mesma definição feita na Seção 4.2: é a soma das matrizes de adjacências da topologia física e dos possíveis caminhos ópticos, $E[i][j] = E_f[i][j] + E_c[i][j]$. A segunda fase, com o roteamento dos caminhos ópticos sobre a camada física e a atribuição dos comprimentos de onda, pode ser realizada pelo modelo *RWA-OF*, apresentado na Seção 4.2. Claro

que para o uso de tal modelo neste estudo, deve-se considerar o roteamento multi-anel, restringindo os enlaces físicos que poderão ser utilizados em cada caminho óptico. Esse modelo, no contexto da rede multi-anel aqui estudado é chamado de DNI-RWA. A seguir são destacadas apenas as variáveis adicionais inseridas em cada modelo.

Multi-Anel com DNI e Proteção D&C (DNI-DC)

A principal característica da estratégia D&C é a duplicação do sinal na interseção dos anéis, indicando que deve haver uma duplicação das variáveis (trabalho e proteção) nos enlaces de interconexão dos anéis, por exemplo, 2a-5a na Figura 6.6. Assim, as variáveis adicionadas são:

X_{ij}^k com $k \in K = \{0, 1, 2\}$, onde X_{ij}^0 representa a quantidade de tráfego no enlace ij interno a um anel; X_{ij}^1 e X_{ij}^2 representam a quantidade de tráfego no enlace ij , de trabalho e *backup* respectivamente, usados na interconexão de anéis.

XN_{ij}^k é a quantidade de comprimentos de onda no enlace ij para $k \in K = \{0, 1, 2\}$.

Função Objetivo: Nesse estudo cada ADM representa uma conversão OEO em um contexto de redes SDH/SONET. Assuma ADM_i com o número de ADMs no nó i . Então, representada pela expressão 6.35, pode-se descrever o objetivo como a minimização do número de ADMs para o pior caso, isto é, para o nó que necessitar do maior número. Isso é feito com o objetivo de reduzir os custos da rede, enquanto mantém a mesma com um tráfego balanceado.

$$\min - \max\{ADM_i\} \quad (6.35)$$

Restrições: Do modelo AC é utilizada a restrição 3.15. A restrição 3.14 será substituída por 6.36 e 6.37, e 3.16 substituída por 6.38.

$$XN_{ij}^k \geq \frac{X_{ij}^k}{C}, \forall i, j, k; E[i][j] \text{ e } k \in \{1, 2, 3\} \quad (6.36)$$

$$\sum_{j,k} XN_{ij}^k = ADM_i, \forall i \quad (6.37)$$

$$\sum_{sd} \sum_r \delta_{ij,r}^{sd} \times C_r^{sd} = X_{ij,w}^k, \forall i, j, k, r; E[i][j], k \in \{1, 2, 3\} \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.38)$$

$$X_{ij}^k, XN_{ij}^k \in \mathbb{Z}_+, \forall i, j, k; E[i][j]=1 \text{ e } k \in \{1, 2, 3\} \quad (6.39)$$

$$C_r^{sd} \in \mathbb{Z}_+, \forall s, d, r; s \neq d \text{ e } r \in R_{sd} \quad (6.40)$$

$$ADM_i \in \mathbb{Z}_+, \forall i \quad (6.41)$$

Descrição do modelo matemático:

A restrição (6.36), análoga à restrição (3.23), contabiliza a quantidade de comprimentos de onda necessários em um enlace, conforme a quantidade de tráfego nele e a capacidade de transporte de cada comprimento de onda, sendo isso realizado para cada tipo de enlace, ou seja, $k \in \{1, 2, 3\}$

A restrição (6.37) contabiliza o número de ADMs no nó i que fazem conexão com os nós adjacentes, seja esta feita por um enlace interno ao anel ou um enlace de interconexão de anéis.

A equação (6.38) representa a restrição de *grooming* de tráfego, mostrando que a soma das demandas passando pelo enlace ij deve ser igual a X_{ij}^k . Note que do lado esquerdo da igualdade não existe o índice k , então para implementação é necessário o cuidado de aplicar a somatória duas vezes sempre que o enlace ij for de interconexão de anéis, para $k = 2, 3$. Isso garante a duplicação do tráfego nos nós de interconexão, como exige a proteção D&C.

As expressões (6.39), (6.40) e (6.41) representam as restrições de não-negatividade e integralidade das variáveis do modelo.

Para o modelo 1+1 ser adaptado à proteção da interconexão dos anéis, basta que as variáveis de proteção P_r^{sd} sejam consideradas apenas para as demandas inter-anel, ou seja, só são consideradas duas rotas para as demandas de proteção, as rotas de sentido horário e anti-horário. A proteção da interconexão de anel tratada nessa seção é chamada de DNI-VR.

6.3.4 Estudo de Casos

Para avaliar diferentes condições de tráfego em um cenário com um crescimento de demandas, utilizou-se um conjunto de matrizes de tráfego e a topologia física da rede apresentada na Figura 3.2. As demandas de uma matriz de tráfego podem ser intra-anel e inter-anel. Cada uma delas é obtida por sorteio de um número dos conjuntos $\{1, 2, \dots, L_{intra}\}$, ou $\{1, 2, \dots, L_{inter}\}$, para demandas intra-anel e inter-anel, respectivamente. Com o objetivo de obter valor de demandas mais realistas, cada elemento sorteado para a matriz de tráfego é ainda multiplicado por 16, representando assim um múltiplo de STM-16. Nas Figuras 6.7-6.9 a abscissa é notada por L_{inter}/L_{intra} , indicando os limites superiores (L_{inter} e L_{intra}) para os conjuntos. Por exemplo, para abscissa 6/1 na Figura 6.7, cada demanda intra-anel assume o valor fixo de 16 unidades de tráfego, enquanto as demandas inter-anel podem assumir, de forma aleatória, 16, 32, 48, 64, 80 ou 96 unidades de tráfego, todos com igual probabilidade de ocorrência. Além dos métodos de proteção, DNI-DC e DNI-VR, é implementado também como parâmetro de comparação, um modelo exato para o problema de *grooming* de tráfego para uma rede multi-anel DNI translúcida sem proteção (DNI-SP). Tal modelo é alcançado seguindo as orientações de roteamento multi-anel do Capítulo 3 e de redes translúcidas do Capítulo 4. Cabe destacar que as Figuras 6.7 e 6.8 apresentam os resultados do número de ADMs obtidos pelos modelos DNI-DC e DNI-VR, enquanto a Figura 6.9 mostra o número de comprimentos de onda encontrados após a acomodação dos caminhos ópticos na topologia física.

Resultados para o número de ADMs sob DNI-DC e DNI-VR

A Figura 6.7 mostra como a variação de carga inter-anel influencia no número de ADMs para DNI-DC, DNI-VR e DNI-SP em cenários de redes opaca e translúcida. Neste exemplo, as demandas intra-anel foram fixadas em 16 unidades de tráfego, analisando os resultados de 10 matrizes de tráfego com demandas inter-anel crescentes. Enquanto a Figura 6.7(a) tem como ordenada o resultado obtido pela função objetivo (min-max), a Figura 6.7(b) mostra o número total de ADMs encontrados, calculando a soma de todos os ADMs em cada nó i da configuração obtida com a função objetivo 6.35.

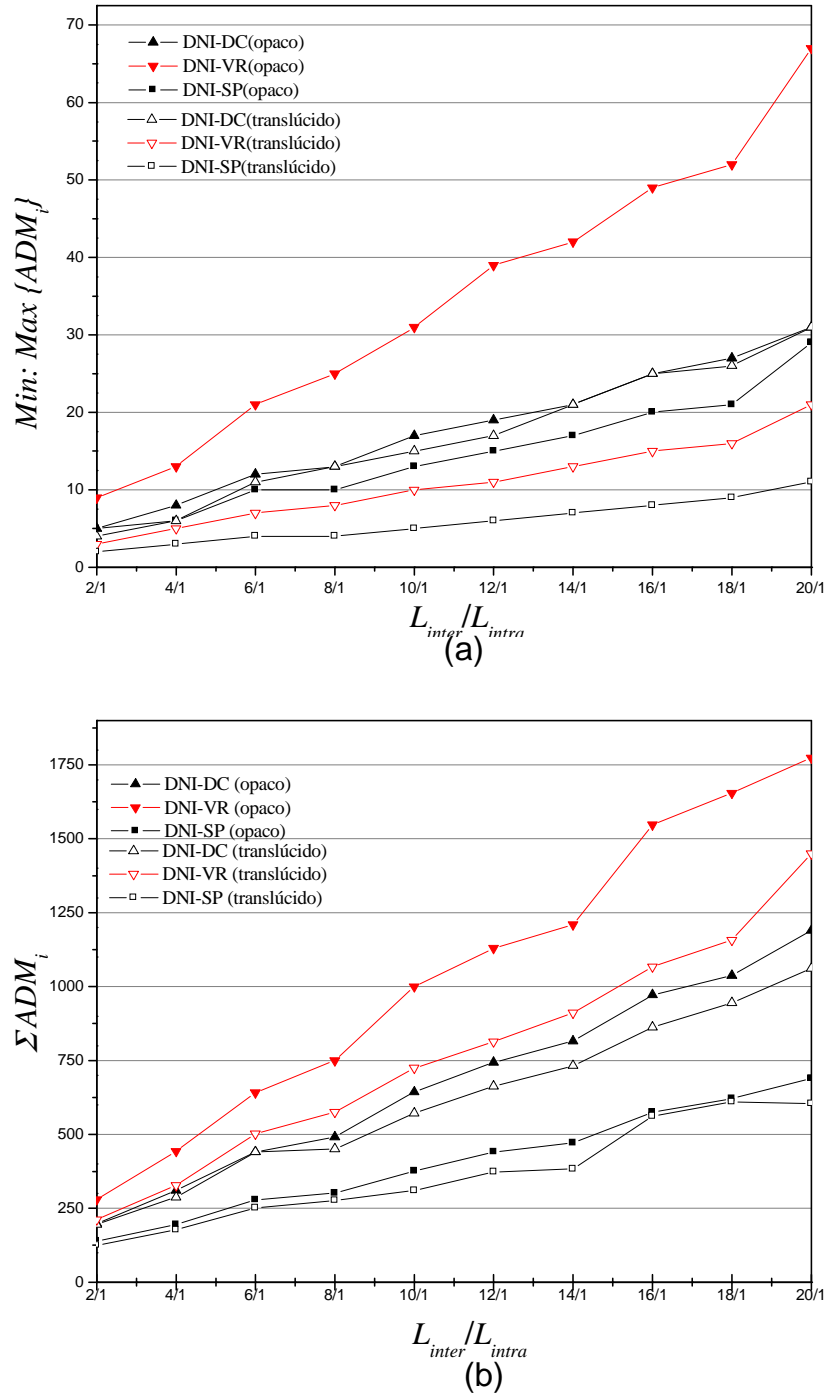


Figura 6.7: (a) $\min\text{-}\max\{ADM_i\}$ and (b) $\sum ADM_i$ vs. 10 diferentes cargas de tráfego inter-anel, para os modelos DNI-DC, DNI-VR e DNI-SP em cenários de rede opaco e translúcido

Como uma demanda inter-anel geralmente precisa de um número maior de saltos para alcançar o destino, comparado com demandas intra-anel, é natural que o custo da rede cresça mais rapidamente no tipo de evolução do tráfego mostrado na Figura 6.7. O modelo DNI-DC apresentou, na Figura 6.7(a), aproximadamente o mesmo

valor para os modelos opaco e translúcido, enquanto na Figura 6.7(b) o modelo opaco apresentou um resultado ligeiramente maior. Assim, nesse caso, como os dois modelos apresentam o mesmo min-max o modelo translúcido é preferível por possuir um número total de ADMs menor. Isto se deve ao fato da estratégia D&C duplicar a quantidade de tráfego na interseção dos anéis. Note que, para rede opaca, o DNI-VR chega a requerer mais que o dobro do número de ADMs que o DNI-DC alcança no nó mais carregado, enquanto o número de ADMs na Figura 6.7 (b) mostra uma diferença aproximadamente 50% entre os dois métodos.

A estratégia D&C também não foi capaz de se beneficiar dos caminhos ópticos para esse tipo de evolução de tráfego, ao contrário da proteção VR, como mostrado na Figura 6.7. Como um caminho óptico está confinado aos anéis, este é incapaz de promover a redução de ADMs nos nós de interseção, onde D&C duplica o sinal. Porém, como foi definido, um cenário translúcido nunca será mais custoso do que um cenário opaco, pois os caminhos ópticos são interpretados pelos modelos como uma possibilidade de redução do consumo de recursos e, na pior das hipóteses, não são usados, tornando a rede opaca.

Na Figura 6.8 é apresentada uma análise da variação de carga intra-anel. Esta Figura é apresentada nos mesmos moldes da 6.7. Observando os resultados obtidos para as redes opacas, nota-se uma tendência de crescimento linear no número de ADMs em ambas as Figuras (6.7 e 6.8). Porém, destaca-se nessas redes a diferença da taxa de crescimento que, como já mencionado, é bem maior para o crescimento de tráfego inter-anel. Com o recurso dos caminhos ópticos fornecido pelo cenário de rede translúcida, ambas as estratégias de proteção foram beneficiadas em termos de custo de implementação da rede. Porém, um importante resultado foi o fato de os custos obtidos pelo modelo DNI-VR se aproximarem dos obtidos pelo modelo DNI-DC com a introdução dos caminhos ópticos. Isto possibilita uma maior flexibilidade durante a escolha do esquema de proteção na fase de projeto da rede. Diferente de uma arquitetura opaca, em que a escolha pela proteção D&C é óbvia, como mostram as Figuras 6.7 e 6.8. Enquanto na Figura 6.8 DNI-DC e DNI-VR apresentaram um custo similar para redes translúcidas, na Figura 6.7 há uma diferença considerável, principalmente para $L_{inter} \geq 6$. Nota-se também que a rede translúcida pôde suportar o crescimento até $L_{intra} \leq 8$, enquanto uma pequena alteração em L_{inter} desencadeia uma significativa mudança no custo total da rede.

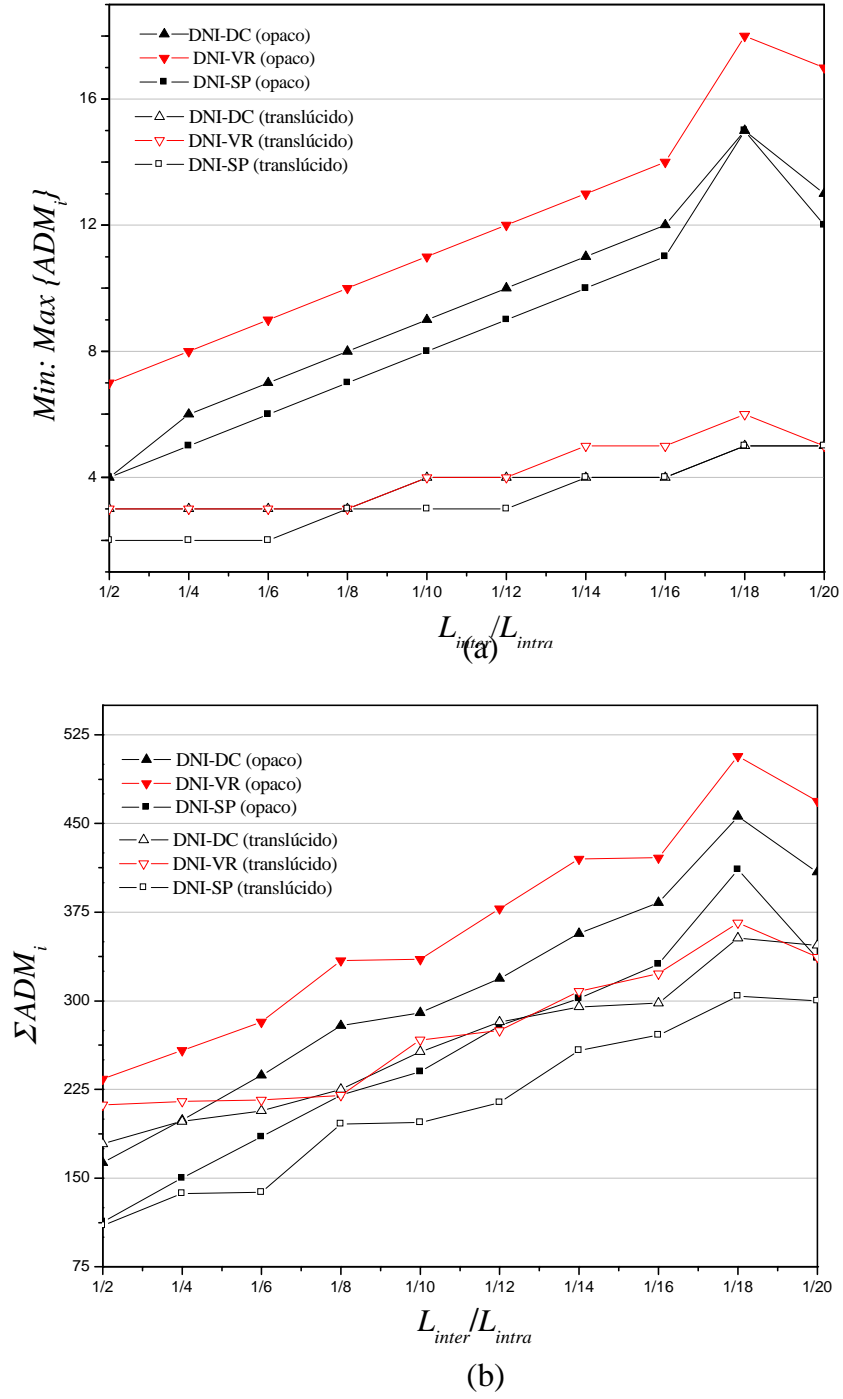


Figura 6.8: (a) $\min\text{-}\max\{ADM_i\}$ and (b) $\sum ADM_i$ vs. 10 diferentes cargas de tráfego intra-anel, para os modelos DNI-DC e DNI-VR em cenários de rede opaco e translúcido

Resultados para DNI-RWA para o DNI-DC, DNI-VR, DNI-SP

Com a segunda parte do projeto de rede, a Figura 6.9 apresenta o min-max do número de comprimentos de onda obtido por DNI-RWA para os projetos de topo-

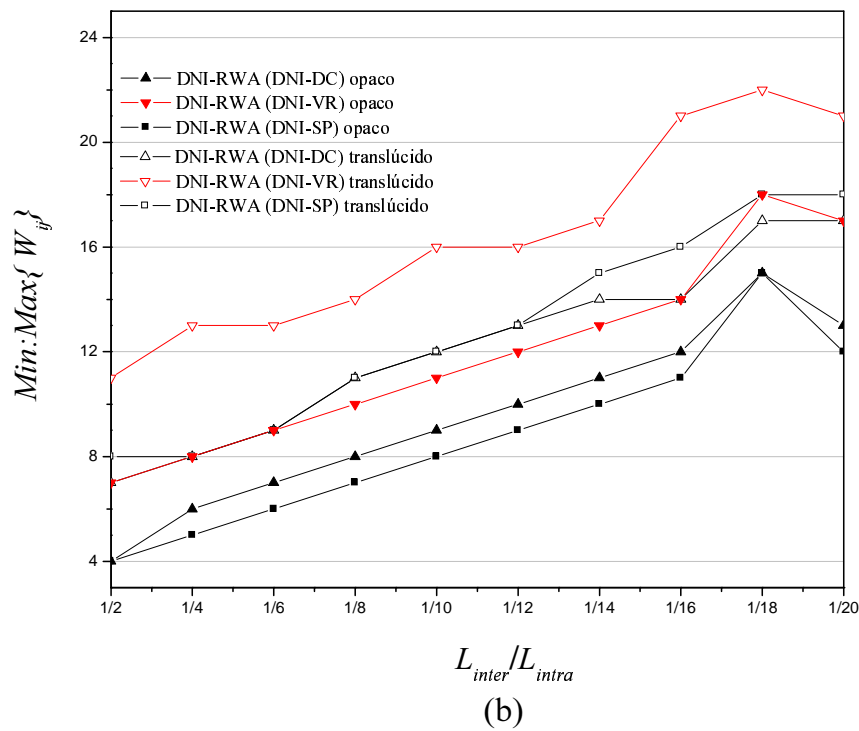
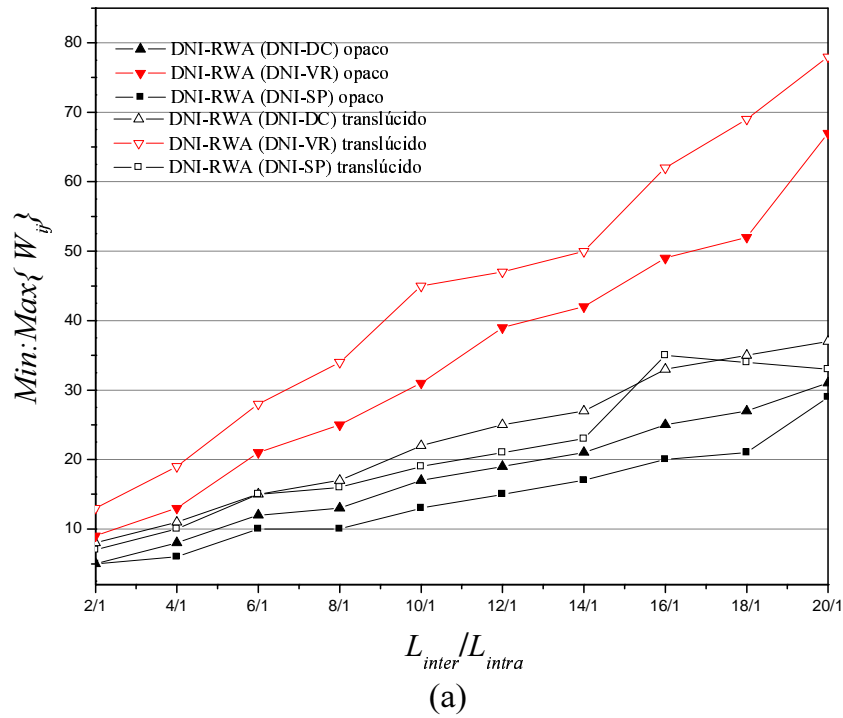


Figura 6.9: Número de comprimento de ondas vs. 10 cargas de tráfego crescentes, inter-anel(a) intra-anel(b), sobre os resultados de DNI-DC e DNI-VR, para as redes translúcidas

gia virtual encontrados por DNI-DC, DNI-VR e DNI-SP. A Figura 6.9 apresenta o crescimento do tráfego inter-anel (a) e intra-anel (b). Sendo que o crescimento do tráfego inter-anel exigiu aproximadamente o dobro de comprimentos de onda, no

enlace mais ocupado para o mesmo crescimento de tráfego intra-anel. Por exemplo, D&C alcançou 12 comprimentos de onda para $L_{inter}/L_{intra} = 1/10$ na Figura 6.9(a), enquanto para $L_{inter}/L_{intra} = 10/1$ alcançou 37 comprimentos de onda na Figura 6.9(b). Como o resultado da alocação de comprimentos de onda depende da configuração da rede, otimizada para o número ADMs, podem-se observar alguns casos onde o número de comprimento de onda de uma rede sem proteção foi maior do que uma rede com proteção. Por exemplo, DNI-RWA sobre DNI-SP obteve, para $L_{intra} \geq 14$, um número maior de comprimentos de onda do que DNI-RWA sobre DNI-DC nas redes translúcidas, mostrado na Figura 6.9 (b). Isso indica um congestionamento, em algum enlace, na configuração obtida pelo modelo DNI-SP.

Como aspecto prático, a análise do número de comprimentos de onda, também é um importante parâmetro para a tomada de decisão sobre as estratégias de proteção e gerenciamento que são adotadas na rede. O número de comprimentos de onda, além de influenciar no dimensionamento de equipamentos como os OXCs, implicam em aspectos de camada física, com por exemplo, na interferência que os canais de comprimentos de onda causam entre si.

6.4 Sumário

Nesse capítulo foram investigados dois aspectos diferentes para a proteção das redes ópticas, um para proteção e restauração de redes em malha e outro para a proteção da interconexão de anéis. No primeiro estudo são propostos dois modelos ILPs, um para minimizar o número de transceptores para o projeto de proteção de elementos específicos da rede e outro para encontrar a melhor configuração que minimize a perda de tráfego frente a uma falha não prevista. Assim, tem-se que o uso iterativo dos modelos culminou em um método para proteção progressiva das demandas, que pode ser classificado como 1:1. Para comparação dos resultados obtidos pelo método proposto é apresentado um modelo ILP para a estratégia de proteção 1+1. Como esperado, o método proposto possui um custo de implementação inferior à proteção 1+1, porém, em caso de falha, as demandas necessitam de um tempo superior para a restauração. Assim, uma solução que apresente uma boa relação de compromisso entre custo e tempo de restauração sugere um modelo híbrido provendo diferentes classes de proteção.

O segundo estudo desenvolvido nesse capítulo foi realizado sob um cenário de redes WDM translúcidas com topologia multi-anel. Focando na proteção da interconexão dos anéis, admitiu-se ainda a existência de caminhos ópticos internos aos anéis. Para o estudo foram usadas duas estratégias de proteção, conhecidas como D&C e VR (1+1), sendo proposto um modelo ILP para cada uma. A análise realizada conta ainda com duas formas de evolução do tráfego, inter-anel e intra-anel. Para o crescimento de tráfego inter-anel, a estratégia de proteção D&C que duplica o tráfego na interconexão dos anéis, apresentou um custo total superior à estratégia VR, mesmo com o benefício dos caminhos ópticos transparentes. Contudo, para uma evolução de demandas intra-anel, um cenário de rede translúcida proporcionou uma equiparação, tanto em termos de custos totais como em caso do nó mais carregado (min-max). Adicionalmente, com o uso do modelo para alocação de comprimentos de onda proposto no Capítulo 4, como esperado, constatou-se que uma rede translúcida necessita de um número maior de comprimentos de onda para a implementação dos caminhos ópticos. Assim, através desse estudo é possível definir, baseando-se em um cenário de rede e na expectativa de evolução do tráfego, a estratégia de proteção de interconexão dos anéis. Apesar desse estudo investigar as estratégias de interconexão das redes em anel, a investigação é conduzida de maneira à analisar a rede observando cada nó. Porém, se o estudo tiver como foco somente a interconexão, a avaliação da rede pode ser realizada analisando apenas a interligação dos anéis, somando as demandas e tratando o anel como um único nó, como representado no grafo auxiliar apresentado na Figura 3.2.

Capítulo 7

Conclusões e Trabalhos Futuros

Neste trabalho são abordados diversos aspectos relacionados a um projeto de redes ópticas WDM. Nos dois capítulos iniciais deste texto são apresentados, primeiramente, o contexto em que o estudo está situado e, em seguida, os aspectos tecnológicos que permeiam o estudo, bem como uma breve revisão bibliográfica associada ao tema estudado. O Capítulo 3 apresenta dois modelos ILPs, chamados de *NA* e *AC*, para solução do problema de *grooming* de tráfego, roteamento e alocação de comprimento de onda. O modelo *NA* usa uma estratégia que associa os nós aos enlaces e o modelo *AC* que associa os enlaces aos caminhos. Um conjunto de características específicas das redes ópticas também foi apresentado na forma de restrições particulares para cada modelo. Adicionalmente, uma análise comparativa dos modelos também foi apresentada, incluindo ainda uma caracterização dos modelos, identificando qual destes seria mais adequado a determinado problema de redes.

No Capítulo 4 foi proposto um modelo híbrido (heurística + PLI) para redes translúcidas. Na primeira fase desse modelo a heurística pré-seleciona e roteia um conjunto de caminhos ópticos possíveis. Em seguida, um modelo ILP é proposto para selecionar os caminhos ópticos que são efetivamente usados e rotear as demandas de tráfego sobre os caminhos ópticos. A partir de tal modelo é realizado um estudo quantitativo mostrando os benefícios dos caminhos ópticos no custo da rede. A análise da redução dos custos, em número de transceptores e processamento eletrônico nos nós, mostrou que existe um limite para a quantidade de caminhos ópticos instalados. Tal limite é dado por aproximadamente 75% do número de caminhos ópticos necessários para obter uma topologia lógica representada por um grafo completo. Assim, após quantidade limite, cada caminho óptico apenas repre-

senta um custo operacional extra, sem oferecer benefícios para o custo do projeto da rede. Após a proposição de um modelo híbrido, um algoritmo heurístico é proposto no Capítulo 5, para redes translúcidas, com o intuito de otimizar redes maiores. Na heurística são utilizados basicamente quatro procedimentos: a pré-seleção dos caminhos ópticos permitidos, que é realizado pelo mesmo algoritmo no modelo híbrido; um procedimento para tentar eliminar comprimentos de onda subutilizados; uma busca local; e um procedimento para gerar perturbações aleatórias, como tentativa de escapar de possíveis mínimos locais. No Capítulo 5 também é apresentada uma análise de desempenho da heurística, incluindo resultados de cada procedimento, computados independentemente, e comparações com os resultados encontrados pelo modelo ILP anteriormente proposto.

No Capítulo 6 são apresentados alguns aspectos de proteção e restauração de redes ópticas. Primeiramente, dois modelos ILPs complementares são propostos para proteção e restauração de redes ópticas. De posse destes modelos foi possível formular um processo iterativo para encontrar pontos críticos na rede e gerar projetos de proteção otimizada para tal ponto. Adicionalmente, os resultados obtidos por esse método iterativo também são comparados com os resultados de um modelo ILP para a proteção 1+1. Assim é mostrado que, se a rede admite um tempo maior de proteção, o modelo proposto, com uma proteção iterativa, pode reduzir consideravelmente os custos de sobrevivência da rede quando comparado com a proteção 1+1. Além disso, tem-se que esse método proposto ainda possui a capacidade de prover proteção diferenciada para as demandas. Podendo através do modelo PPR prover uma proteção 1+1 e através o modelo PRT uma proteção 1:1.

Outro aspecto investigado no Capítulo 6 foi a proteção da interconexão de anéis DNI. Para isso foi proposto um modelo ILP para a estratégia de proteção *drop and continue*. Também aqui os resultados foram comparados com o modelo ILP para proteção 1+1 que, no contexto de topologia multi-anel, é conhecido como anel-virtual. Para este estudo foram apresentados resultados para redes opacas e translúcidas, analisando o crescimento de tráfego das demandas intra-anel e inter-anel. Um dos resultados importantes encontrados nesse estudo foi o fato dos caminhos ópticos permitirem que as estratégias de proteção D&C e VR obtenham resultados próximos para um crescimento de tráfego intra-anel. Tal resultado permite uma maior flexibilidade na escolha da estratégia de proteção das demandas inter-anéis, em um projeto de redes ópticas com o cenário indicado.

Trabalhos Futuros

Para todos os capítulos onde são propostos modelos, Capítulos 3, 4, 5 e 6, ainda é possível inserir restrições de forma a contemplar diversos aspectos da rede. Portanto, cabe destacar as seguintes possibilidades de estudos para trabalhos futuros: um aumento do número de amostras das matrizes de tráfego estudadas, de forma a trazer resultados estatísticos, principalmente nos Capítulos 3, 4 e 5, como foi feito com a evolução das demandas na Seção 6.3. Um aprimoramento dos modelos ILPs e heurísticas propostas, a fim de que sejam capazes de contemplar aspectos de camada física [SZO 05, BOG 07]. Os efeitos de camada física podem ser divididos em dois grupos: os com efeitos lineares, por exemplo, PMD (*polarization mode dispersion*), ASE (*amplified spontaneous emission*), etc; e efeitos não-lineares, por exemplo, XT (*crosstalk*), XPM (*cross phase modulation*), etc. Porém, devido à dificuldade de se trabalhar com efeitos não-lineares, é comum encontrar métodos tratando de aproximações lineares de tais fenômenos. Assim, em uma rede translúcida, pode-se inserir, na fase de acomodação dos caminhos ópticos, algumas das restrições anteriormente mencionadas, minimizando a penalidade inserida no caminho óptico. Ainda dentro do projeto de instalação de uma rede óptica pode-se considerar custos diferenciados para cada elemento da rede, como por exemplo, o custo do transceptor ou do comprimento de onda podem ser dependentes do nó ou do enlace a ser alocado. Outro aspecto interessante a ser desenvolvido nos modelos ILPs e heurísticas, incluindo os modelos de proteção, é a inserção de parâmetros para descrever os custos de operação e manutenção da rede (*Operational Expenditure* - OPEX), pois os elementos considerados nos modelos são usados para delinear apenas os custos de instalação da rede (*Capital Expenditure* - CAPEX). Relacionado aos custos OPEX e CAPEX sugere-se ainda uma comparação em redes com roteamento bifurcado ou não, pois os resultados dessa comparação são de grande interesse para o gerenciamento da rede. Finalmente, exclusivamente para proposta de trabalhos futuros dos estudos sobre proteção e restauração realizados no Capítulo 6, existe a possibilidade de uma diferenciação das demandas para prover níveis de proteção diferentes na rede.

Apêndice A

Matrizes de Tráfego

Tabela A.1: Matriz de tráfego usada na rede de 6 nós

nós	0	1	2	3	4	5
0	0	48	48	32	16	16
1	32	0	16	48	32	48
2	16	16	0	16	48	64
3	16	16	16	0	32	16
4	64	16	16	32	0	16
5	16	16	16	48	16	0

Tabela A.2: Matriz de tráfego usada na rede de 8 nós

nós	0	1	2	3	4	5	6	7
0	0	16	32	32	48	32	48	64
1	32	0	16	48	32	48	64	32
2	16	48	0	32	64	48	48	16
3	32	16	48	0	32	48	48	16
4	64	32	16	32	0	64	64	48
5	48	64	48	32	16	0	48	64
6	16	48	16	48	32	64	0	32
7	32	48	32	64	32	64	64	0

Tabela A.3: Matriz de tráfego usada na rede de 8 nós usada no Capítulo 7

nós	0	1	2	3	4	5	6	7
0	48	16	48	48	32	16	16	
48	0	32	16	16	48	48	16	
16	16	0	16	32	32	16	48	
32	16	16	0	16	48	16	48	
16	16	48	32	0	16	16	16	
32	64	16	32	16	0	16	48	
16	16	48	32	16	16	0	32	
32	32	16	16	32	32	16	0	

Tabela A.4: Matriz de tráfego usada na rede de 13 nós

nós	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13
1	0	16	16	32	16	32	16	32	16	48	16	48	16
2	16	0	64	32	32	32	16	32	48	48	32	16	16
3	16	16	0	48	16	48	32	48	64	48	32	16	32
4	32	48	48	0	32	16	32	32	16	32	16	16	16
5	32	48	16	32	0	16	16	48	32	16	48	16	16
6	16	48	16	16	16	0	16	32	64	16	32	32	16
7	16	16	32	32	32	32	0	64	16	16	16	32	32
8	16	32	16	48	16	16	64	0	32	16	16	48	32
9	16	32	16	32	64	48	32	16	0	16	16	48	32
10	48	32	32	16	48	16	48	16	32	0	16	64	64
11	32	48	32	32	16	16	16	32	48	32	0	16	48
12	16	32	48	32	64	32	16	48	16	32	16	0	16
13	32	64	16	16	16	16	16	48	16	48	32	16	0

Tabela A.5: Matriz de tráfego usada na rede NSF-NET (14 nós)

nós	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
1	0	48	16	48	48	32	16	16	16	16	48	32	32	48
2	48	0	32	16	16	48	48	16	16	16	32	32	16	16
3	16	16	0	16	32	32	16	48	16	48	16	32	16	32
4	32	16	16	0	16	48	16	48	16	16	48	16	32	16
5	16	16	48	32	0	16	16	16	32	48	32	32	32	48
6	32	64	16	32	16	0	16	48	32	16	32	32	16	48
7	16	16	48	32	16	16	0	32	48	48	48	48	16	16
8	32	32	16	16	32	32	16	0	48	16	32	64	16	16
9	16	48	48	32	32	48	32	16	0	32	32	32	16	32
10	16	16	16	16	32	16	64	32	16	0	32	16	32	32
11	32	16	16	48	32	32	32	32	16	16	0	32	32	32
12	16	16	64	16	32	16	16	64	32	32	16	0	32	16
13	32	16	32	16	32	16	32	16	16	16	48	48	0	64
14	48	16	32	32	32	32	32	32	32	16	16	64	16	0

Referências Bibliográficas

- [AGR 01] AGRAWAL, G. P. **Nonlinear fiber optics**. Academic Press, New York, 2001.
- [ALM 06] ALMEIDA, R. T. R. et al. Design of virtual topologies for large optical networks through an efficient MILP formulation. **Optical Switching and Networking**, Elsevier, [S.l.], v.3, p.2–10, 2006.
- [AWW 06] AWWAD, O.; AL-FUQAHA, A. I.; GUIZANI, M. Genetic approach for traffic grooming, routing, and wavelength assignment in WDM optical networks with sparse grooming resources. In: ICC '06, IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2006. [s.n.], 2006. v.6, p.2447–2452.
- [BAN 90] BANNISTER, J.; FRATTA, L.; BERLA, M. Topological design of the wavelength-division optical network. In: IEEE INFOCOM, p.1005–1013. 1990.
- [BAN 01] BANERJEE, A. et al. Generalized multiprotocol label switching: An overview of routing and management enhancements. **IEEE Communication Magazine**, [S.l.], p.144–151, 2001.
- [BIN 00] BINETTI, S. et al. Mesh and multi-ring optical networks for long-haul applications. **Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.18, n.12, p.1677–1684, 2000.
- [BLA 01] BLACK, U. **MPLS and Label Switching Networks**. Prentice Hall, 2001.
- [BLU] BLUM, C.; MANFRIN, M. <http://www.metaheuristics.net>. acesso em: 27/05/2006.
- [BOG 07] BOGLIOLO, G.; CURRI, V.; MELLIA, M. Considering transmission impairments in rwa problem: Greedy and metaheuristic solutions. In: OFC 2007, 2007. [s.n.], 2007.
- [BOU 06] BOUFFARD, A.; HOULE, A.; JAUMARD, B. Grwa provisioning and segment protection in wdm optical networks. In: CCECE '06, CANADIAN CONFERENCE ON ELECTRICAL AND COMPUTER ENGINEERING, 2006. [s.n.], 2006. p.999–1002.

- [BOW 05] BOWORNTUMMARAT, C. et al. Using mesh and multi-ring methods in the design of survivable wavelength-routed all-optical networks. **European Transactions on Telecommunications**, [S.l.], v.16, p.157–172, 2005.
- [BRU 02] BRUNATO, M.; BATTITI, R. A multistart randomized greedy algorithm for traffic grooming on mesh logical topologies. In: CONFERENCE ON OPTICAL NETWORK DESIGN AND MODELLING, 2002. [s.n.], 2002. p.417–430.
- [CAR 07] CARVALHO, A. R. M. **Dimensionamento e análise de desempenho de redes NG-SDH para suporte de tráfego IP**. Instituto Superior Técnico, Universidade Técnica de Lisboa, 2007. Dissertação de Mestrado.
- [CHI 00] CHIU, A. L.; MODIANO, E. H. Traffic grooming in algorithms for reducing electronic multiplexing costs in WDM ring networks. **IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.18, p.2–12, Jan, 2000.
- [COX 01] COX, L. A.; JR.; SANCHEZ, J. Cost savings from optimized packing and grooming of optical circuits: mesh versus ring comparisons. **Optical Networks Magazine**, [S.l.], p.72–90, May/Jun, 2001.
- [cpl] <http://www.cplex.com>. acesso em: 27/05/2006.
- [C.R 08] C.RESENDO, L.; RIBEIRO, M. R. N.; PIRES, J. Optimal multilayer grooming-oriented design for inter-ring traffic protection in dni multi-ring wdm networks. **OSA-JON, Optical Society of America - Journal of Optical Networking**, [S.l.], v.7, p.533–549, 2008.
- [DAT 03] DATTA, P.; SRIDHARAN, M.; SOMANI, A. K. A simulated annealing approach for topology planning and evolution of mesh-restorable optical networks. In: PROCEEDINGS OF IFIP WORKING CONFERENCE ON OPTICAL NETWORK DESIGN AND MODELING, 2003. [s.n.], 2003. v.1, p.23–40.
- [DAV 00] DAVIE, B.; REKHTER, Y. **MPLS: Technology and Applications**. Morgan Kaufmann, 2000.
- [DUT 01] DUTTA, R. **Virtual Topology Design for Traffic Grooming in WDM Networks**. Graduate Faculty of North Carolina State University, 2001. Tese de Doutorado.
- [DUT 02a] DUTTA, R.; ROUSKAS, G. Traffic grooming in WDM networks: past and future. **IEEE Network**, [S.l.], p.46–56, Nov/Dec, 2002.

- [DUT 02b] DUTTA, R.; TOUSKAS, G. On optimal traffic grooming in WDM rings. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], p.110–121, Jan, 2002.
- [FAN 03] FANG, J.; SOMANI, A. K. Enabling subwavelength level traffic grooming in survivable WDM optical network design. In: GLOBECOM 2003 - IEEE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE, 2003. [s.n.], 2003. v.22, p.2761–2766.
- [FAN 05] FANG, J. et al. On partial protection in groomed optical WDM mesh networks. **Dependable Systems and Networks, 2005. DSN 2005. Proceedings. International Conference on**, [S.l.], v.28, p.228–237, 2005.
- [FAR 00] FARINA, M. **Cost-effective Evolutionary Strategies for Pareto Optimal Front Approximation in Multiobjective Shape Design Optimization of Electromagnetic Devices**. UNIVERSITY OF PAVIA, 2000. Tese de Doutorado.
- [FAR 02] FARAHMAND, F.; FUMAGALL, A.; TACCA, M. Near-optimal design of WDM dual-ring with dual-crossconnect architecture. In: PROCEEDINGS- SPIE THE INTERNATIONAL SOCIETY FOR OPTICAL ENGINEERING, 2002. [s.n.], 2002. p.286–297.
- [FIL 03] FILHO, A. L. S.; WALDMAN, H. Strategies for designing translucent wide-area networks. **Proceedings of the 2003 SBMO/IEEE MTT-S International Microwave and Optoelectronics Conference, IMOC 2003.**, [S.l.], v.2, p.931–936, 2003.
- [G.7 96] G.707, I.-T. R. **Network Node Interface for the Synchronous Digital Hierarchy (SDH)**.
- [GER 00] GERSTEL, O.; RAMASWAMI, R. Optical layer survivability: A services perspective. **IEEE Commun. Mag.**, [S.l.], v.38, p.104–113, 2000.
- [GIO 91] GIOZZA, W. F.; CONFORTI, E.; WALDMAN, H. **Fibras Ópticas: Tecnologia e Projeto de Sistemas**. Makron: McGrall Hill, 1991.
- [HU 04] HU, J.; LEIDA, B. Traffic grooming, routing, and wavelength assignment in optical WDM network. In: PROCEEDINGS OF THE IEEE INFOCOM 2004, 2004. [s.n.], 2004. p.495–501.
- [HUI 02] HUIBAN, G.; PERENNES, S.; SYSKA, M. Traffic grooming in WDM networks with multi-layer switches. In: ICC 2002, IEEE INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMMUNICATIONS, 2002. [s.n.], 2002. v.5, p.2896–2901.

- [JAE 07] JAEKEL, A. et al. New techniques for efficient traffic grooming in WDM mesh networks. In: PROCEEDINGS OF 16TH INTERNATIONAL CONFERENCE ON COMPUTER COMMUNICATIONS AND NETWORKS, 2007. ICCCN 2007, 2007. [s.n.], 2007. p.303–308.
- [KAR 99] KARTALOPOULOS, S. V. **Understanding SONET/SDH and ATM : communications networks for the next millennium**. New York : IEEE Press, 1999.
- [KAR 04] KARASAN, E.; ARISOYLU, M. Design of translucent optical networks: Partitioning and restoration. **Photonic Network Commun.**, [S.l.], v.8, n.2, p.209–221, 2004.
- [LEE 04] LEE, Y.; MUKHERJEE, B. Traffic engineering in next-generation optical networks. **IEEE Communications Surveys**, [S.l.], v.6, n.4, p.16–32, 2004.
- [LIU 02] LIU, K. H. **IP over wdm**. John Wiley and Sons, 2002.
- [MAI 02] MAIER, G. et al. Optical network survivability: Protection techniques in the WDM layer. **Photonic Network Communications**, [S.l.], v.3, p.251–269, 2002.
- [MEY 08] MEYNELL, K.; ET AL. Earnest. **Report on Technical Issues**, [S.l.], p.1–104, Mar, 2008.
- [MUK 01] MUKHERJEE, J. W. V. R. V. W. C. B. Improved approaches for cost-effective traffic grooming in wdm ring networks: ILP formulations and single-hop and multihop connections. **IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.19, n.11, p.1645–1653, 2001.
- [OU 03] OU, C. et al. Traffic grooming for survivable WDM networks - shared protection. **IEEE Jour. On Selected Areas In Communications**, [S.l.], v.21, p.1367–1383, 2003.
- [PIO 04] PIORO, M.; MEDHI, D. **Routing, Flow, and Capacity Design in Communication and Computer Networks**. Morgan Kaufmann, 2004.
- [RAA 07] RAACK, C. et al. Capacitated network design using general flow-cutset inequalities. In: PROCEEDINGS OF THE INTERNATIONAL NETWORK OPTIMIZATION CONFERENCE (INOC 2007), 2007. [s.n.], 2007. p.7–14.
- [RAI 08] RAI, S. et al. On provisioning in dual-node interconnected SONET/SDH rings. **Selected Areas in Communications, IEEE Journal on**, [S.l.], v.26, n.3, p.36–46, April, 2008.

- [RAM 96] RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. Design of logical topologies for wavelength routed optical network. **IEEE J. Sel. Areas Comun**, [S.l.], v.14, p.840–851, Jun, 1996.
- [RAM 99a] RAMAMURTHY, B. et al. Transparent vs. opaque vs. translucent wavelength-routed optical networks. **Optical Fiber Communication Conference and the International Conference on Integrated Optics and Optical Fiber Communication, OFC/IOOC '99**, [S.l.], v.1, p.59–61, 1999.
- [RAM 99b] RAMAMURTHY, S.; MUKHERJEE, B. Survivable WDM mesh networks, parti-protection. In: INFOCOM'99, 1999. [s.n.], 1999. p.744–751.
- [RAM 02] RAMASWAMI, R.; SIVARAJAN, K. N. **Optical Networks: A Practical Perspective**. Morgan Kaufmann, 2002.
- [RAM 03] RAMAMURTHY, S.; SAHASRABUDDHE, L.; MUKHERJEE, B. Survivable WDM mesh networks. **IEEE/OSA J. Lightwave Tech.**, [S.l.], v.21, p.870–883, Apr, 2003.
- [SCH 01] SCHMUTZER, C.; TOMSU, P. **Christian Schmutzer Peter Tomsu. Next Generation Optical Networks: The Convergence of IP Intelligence and Optical Technologies**. Prentice Hall, 2001.
- [SHE 05] SHENAI, R.; SIVALINGAM, K. Hybrid survivability approaches for optical wdm mesh networks. **Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.23, n.10, p.3046–3055, 2005.
- [SHE 07] SHEN, G.; TUCKER, R. S. Translucent optical networks: the way forward [topics in optical communications]. **Communications Magazine, IEEE**, [S.l.], v.45, n.2, p.48–54, Feb. 2007.
- [SIM 99] SIMMONS, J.; GOLDSTEIN, E.; SALEH, A. Quantifying the benefit of wavelength add-drop in wdm rings with independent and dependent traffic. **IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.17, p.48–57, 1999.
- [SIV 03] SIVAKUMAR, M. et al. A hybrid protection-restoration mechanism for enhancing dual-failure restorability in optical mesh-restorable networks. In: IN OPTICAL NETWORKING AND COMMUNICATIONS (OPTICOMM), 2003. [s.n.], 2003.
- [SIV 06] SIVAKUMAR, M.; SIVALINGAM, K.; SOMANI, A. Partial protection in optical wdm networks: Enhanced support for dynamic traffic. **Broadband Communications, Networks and Systems, 2006. BROADNETS 2006. 3rd International Conference on**, [S.l.], p.1–5, 2006.

- [SOL 07] SOLANO, F. et al. G+: Enhanced traffic grooming in WDM mesh networks using lighttours. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], v.25, n.5, 2007.
- [SOM 05] SOMANI, A. K. **Survivability and Traffic Grooming in WDM Optical Networks**. Cambridge University Press, 2005.
- [SZO 05] SZODENYI, A. et al. Design of traffic grooming optical virtual private networks obeying physical limitations. In: SECOND IFIP INTERNATIONAL CONFERENCE ON WIRELESS AND OPTICAL COMMUNICATIONS NETWORKS, WOCN 2005, 2005. [s.n.], 2005. p.221–225.
- [TO 94] TO, M.; NEUSY, P. Unavailability analysis of long-haul networks. **Selected Areas in Communications, IEEE Journal on**, [S.l.], v.12, n.1, p.100–109, Jan 1994.
- [VAS 04] VASSEUR, J. P.; PICKAVET, M.; DEMEESTER, P. **Network Recovery: Protection and Restoration of Optical, SONET-SDH, IP, and MPLS**. Morgan Kaufmann, 2004.
- [WAN 00] WAN, P.; CALINESCU, G.; FRIEDER, O. Grooming of arbitrary traffic in sonet/wdm blsrs. **Selected Areas in Communications**, [S.l.], v.18, n.10, p.1995–2003, Oct, 2000.
- [WAN 02] WANG, J.; MUKHERJEE, B. Interconnected WDM ring networks: Strategies for interconnection and traffic grooming. **SPIE Optical Networks Magazine**, [S.l.], v.3, n.5, p.10–20, 2002.
- [XUE 05] XUE, F. et al. Performance comparison of optical burst and circuit switched networks. In: TECHNICAL DIGEST OF IEEE/OSA OPTICAL FIBER COMMUNICATION CONFERENCE, 2005. [s.n.], 2005.
- [YAO 05] YAO, W.; RAMAMURTHY, B. Survivable traffic grooming with path protection at the connection level in WDM mesh networks. **Journal of Lightwave Technology**, [S.l.], v.23, n.10, p.2846–2853, 2005.
- [YE 03] YE, Y. et al. Algorithms for the design of WDM translucent optical networks. **Opt. Express**, [S.l.], v.11, p.2917–2926, 2003.
- [YEN 71] YEN, J. Y. Finding the k shortest loopless paths in a network. **Management Science**, [S.l.], v.17, n.11, p.712–716, 1971.
- [ZAN 00] ZANG, H.; JUE, J. P.; MUKHERJEE, B. A review of routing and wavelength assignment approaches for wavelength-routed optical WDM networks. **SPIE Optical Networks Magazine**, [S.l.], v.1, n.1, p.47–60, 2000.

- [ZHA 00] ZHANG, X.; QIAO, C. An effective and comprehensive approach for traffic grooming and wavelength assignment in SONET/WDM rings. **IEEE/ACM Trans. Networking**, [S.l.], v.8, n.5, p.608–617, 2000.
- [ZHA 04] ZHANG, J.; MUKHERJEE, B. A review of fault management in WDM mesh networks: Basic concepts and research challenges. **IEEE Network**, [S.l.], p.41–48, 2004.
- [ZHU 02] ZHU, K.; MUKHERJEE, B. Traffic grooming in an optical WDM mesh network. **IEEE Journal on Selected Areas in Communications**, [S.l.], v.20, n.1, p.122–133, Jan, 2002.
- [ZHU 03] ZHU, K.; MUKHERJEE, B. A review of traffic grooming in WDM opticas networks: architectures and challenges. **Optical networks Magazine**, [S.l.], v.4, n.2, p.55–64, 2003.
- [ZHU 05] ZHU, H.; ZHU, K.; MUKHERJEE, B. **Traffic Grooming in Optical WDM Mesh Networks**. Springer Science + Business Media, 2005.